

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

КАФЕДРА КОМП'ЮТЕРНОЇ ІНЖЕНЕРІЇ

КВАЛІФІКАЦІЙНА РОБОТА

на тему: «ЕНЕРГОЗБЕРІГАЮЧІ МЕТОДИ МАРШРУТИЗАЦІЇ ДЛЯ
ПРОГРАМНО-ВИЗНАЧЕНИХ МЕРЕЖ»

на здобуття освітнього ступеня магістр

за спеціальності 123 Комп'ютерна інженерія

(код, найменування спеціальності)

освітньо-професійної програми Комп'ютерні системи та мережі

(назва)

*Кваліфікаційна робота містить результати власних досліджень.
Використання ідей, результатів і текстів інших авторів мають посилання на
відповідне джерело*

(підпис)

Олександр МАТВІЙЧУК

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ здобувача)

Виконав: здобувач вищої освіти гр.КСДМ-62

Олександр МАТВІЙЧУК

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Керівник:

доктор філософії
(PhD)

Андрій ЛЕМЕШКО

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Рецензент:

науковий ступінь,
вчене звання

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Київ 2023

**ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ**

Навчально-науковий інститут інформаційних технологій

Кафедра Комп'ютерної інженерії

Ступінь вищої освіти «Магістр»

Спеціальність 123 Комп'ютерна інженерія

Освітньо-професійна програма Комп'ютерні системи та мережі

ЗАТВЕРДЖУЮ

Завідувач кафедру Комп'ютерної інженерії

Наталія ЛАЩЕВСЬКА

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

“ ” 2023 року

**ЗАВДАННЯ
НА КВАЛІФІКАЦІЙНУ РОБОТУ**

Матвійчуку Олександрю Максимовичу

(прізвище, ім'я, по батькові здобувача)

1. Тема кваліфікаційної роботи: Енергозберігаючі методи маршрутизації для програмно-визначених мереж

керівник роботи доктор філософії, доцент кафедри КІ Лемешко А.В.

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ, науковий ступінь, вчене звання)

затверджені наказом Державного університету інформаційно-комунікаційних технологій від “19” 10 2023 р. №145

2. Строк подання кваліфікаційної роботи _____

3. Вихідні дані кваліфікаційної роботи:

3.1. Програмно-визначені мережі.

3.2. Інтернет ресурси стосовно енергоспоживання в SDN.

3.3. Науково-технічна література.

4. Зміст розрахунково-пояснювальної записки (перелік питань, які потрібно розробити):

4.1. Аналіз проблем оптимізації енергоспоживання в SDN.

4.2. Аналіз проблем оптимізації енергоспоживання в SDN.

4.3. Моделювання та результати.

5. Перелік ілюстраційного матеріалу: *презентація*

6. Дата видачі завдання “19” жовтня 2023р.

КАЛЕНДАРНИЙ ПЛАН

№ з/п	Назва етапів кваліфікаційної роботи	Строк виконання етапів роботи	Примітка
1.	Підбір технічної літератури	.2023р. .2023р.	Виконано
2.	Аналіз проблем оптимізації енергоспоживання в SDN	.2023р. .2023р.	Виконано
3.	Рішення проблеми енергозалежної маршрутизації в SDN	.2023р. .2023р.	Виконано
4.	Моделювання та результати	.2023р. .2023р.	Виконано
5.	Оформлення роботи, висновки	.2023р. .2023р.	Виконано
6.	Розробка демонстраційного матеріалу, доповідь	.2023р. .2023р.	Виконано

Здобувач вищої освіти

Керівник кваліфікаційної роботи

Олександр МАТВІЙЧУК

(підпис)

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

Андрій ЛЕМЕШКО

(підпис)

(ім'я, ПРІЗВИЩЕ)

РЕФЕРАТ

Текстова частина кваліфікаційної роботи на здобуття ступеня магістр: 74 стор., 2 табл., 15 рис., 24 джерел.

Мета роботи – підвищення ефективності та продуктивності функціонування програмно-визначених мереж.

Об'єкт дослідження – енергозберігаючі методи маршрутизації.

Предмет дослідження – програмно-визначені мережі.

Короткий зміст роботи: У магістерській роботі було запропоновано кілька енергоефективних підходів до маршрутизації, що мінімізують кількість активних каналів, необхідних для маршрутизації зв'язку в площині управління та даних для великомасштабних SDN з внутрішньосмуговим трафіком керування.

В роботі розглядаються обмеження продуктивності, які мають вирішальне значення для коректної роботи SDN, такі як максимальне використання каналу, обмежена затримка трафіку в площині управління і баланс навантаження між контролерами.

В роботі було розроблено евристичні алгоритми, які покращують енергоспоживання в мережі з результатами, близькими до оптимальних відгуків, скорочуючи при цьому час обчислень. Крім того, було введено простий і ефективний алгоритм для пошуку найкращого розміщення контролера з точки зору енергозбереження.

КЛЮЧОВІ СЛОВА: КОМП'ЮТЕРНІ МЕРЕЖІ, ПРОГРАМНО-ВИЗНАЧЕНІ МЕРЕЖІ, ЕНЕРГОЗБЕРІГАЮЧА МАРШРУТИЗАЦІЯ, ЕНЕРГОЕФЕКТИВНІСТЬ.

ABSTRACT

The text part of the qualification work for obtaining a master's degree: 74 pages, 15 figures, 24 sources.

The purpose of the work is increasing the efficiency and productivity of software-defined networks.

The object of research is energy-saving routing methods.

The subject of research is software-defined networks.

Summary of the work: The master's thesis proposed several energy-efficient routing approaches that minimize the number of active channels required for routing communication in the control and data planes for large-scale SDNs with in-band control traffic.

The work considers performance constraints that are crucial for the correct operation of SDN, such as maximum channel utilization, limited traffic delay in the control plane, and load balancing between controllers.

In the work, heuristic algorithms were developed that improve the energy consumption in the network with results close to the optimal responses, while reducing the computation time. In addition, a simple and efficient algorithm was introduced to find the best controller placement from the point of view of energy saving. KEY WORDS: COMPUTER NETWORKS, SOFTWARE-DEFINED NETWORKS, ENERGY-SAVING ROUTING, ENERGY EFFICIENCY.

ЗМІСТ

ВСТУП.....	9
РОЗДІЛ 1 АНАЛІЗ ПРОБЛЕМ ОПТИМІЗАЦІЇ ЕНЕРГОСПОЖИВАННЯ В SDN.	11
1.1 Огляд програмно-визначених мереж	13
1.2 Принципи маршрутизації з урахуванням енергії.....	17
1.2.1 Рішення на основі трафіку	21
1.2.2 Рішення на основі топології	23
1.3 Проблеми з енергоефективністю та продуктивністю	25
1.4 Багатоцільова інженерія трафіку	30
1.5 Динамічний розподіл трафіку	32
РОЗДІЛ 2 РІШЕННЯ ПРОБЛЕМИ ЕНЕРГОЗАЛЕЖНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В SDN	36
2.1 Точні алгоритми	36
2.1.1 Один контролер	36
2.1.2 Кілька контролерів	39

	
	
	
	
	2.1.3 Приклад	
	роботи моделі	
	
	
	
	47
2.2	Евристичні	
	алгоритми.....	
	
	
	49
2.2.1	Енергоорієнтована маршрутизація.....	49
	2.2.2	
	Енергозберігаю	
	че	
	розташування	
	одного	
	контролера	
	SDN.....	53
2.3	Аналіз складності.....	36
РОЗДІЛ 3 МОДЕЛЮВАННЯ ТА РЕЗУЛЬТАТИ		58
3.1	Продуктивність DEAR	60
3.2	Оптимальні та	
	евристичні	
	рішення	
	
	
	62

3.3	Продуктивність у великомасштаб них топологіях	67
3.4	Вплив межі затримки шляхів керування	68
3.5	Вплив розміщення контролерів.....	70
	ВИСНОВКИ.....	73
	ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ.....	75
	ДЕМОНСТРАЦІЙНІ МАТЕРІАЛИ.....	78

ВСТУП

Досягнення енергоефективності останнім часом стало ключовою темою мережевих досліджень у зв'язку з постійно зростаючим споживанням електроенергії та викидами вуглецю, що генеруються великими мережами передачі даних. Ця проблема стає ще більш тривожною та складною, враховуючи різке збільшення трафіку, яке очікується протягом наступних кількох років. Однак використання ефективних енергосвідомих стратегій може змінити цю ситуацію, зменшивши споживання електроенергії мережами передачі даних через Інтернет, а також сприяючи пом'якшенню впливу інших секторів на навколишнє середовище.

. Існування резервних елементів мережі з високою пропускною здатністю є поширеною практикою проектування в сучасних мережевих інфраструктурах для протистояння раптовим збоям або піковим потокам трафіку. Однак ці додаткові ресурси залишаються або невикористаними, або майже не використовуються більшу частину часу, що призводить до небажаних витрат енергії. Таким чином, переведення в сплячий режим (тобто стан з низьким енергоспоживанням) невикористовуваних елементів є ефективною і широко прийнятою стратегією зниження споживання мереж передачі даних. У цьому контексті програмно-визначені мережі (SDN) можна розглядати як привабливе рішення для досягнення довгоочікуваної енергоефективності в сучасних системах зв'язку, оскільки вони дозволяють гнучко програмувати, що підходить для цієї проблеми

У цій магістерській роботі розглядається проблема оптимізації енергоспоживання в SDN за допомогою розробки енергоорієнтованих методів маршрутизації, які мінімізують кількість елементів мережі, необхідних для задоволення вхідного транспортного навантаження. Робота зосереджена на оптимізації енергоспоживання в SDN за допомогою внутрішньосмугового керуючого трафіку, щоб запропонувати рішення, сумісні з операційними магістральними мережами. Доповнюючи загальну мету підвищення

енергоефективності в SDN, це дослідження також має на меті охопити важливі пов'язані характеристики, такі як продуктивність мережі, вимоги до якості обслуговування (QoS) та робота в режимі реального часу. Відповідно, дане дослідження дає загальну перспективу використання енергоефективних методів маршрутизації, які охоплюють інтегровані міркування щодо маршрутизації даних та управління рухом площин у SDN.

Використовуючи реалістичні вхідні дані, досягаються значні значення відключених ланок і вузлів, що демонструє великі можливості для економії енергії, які дають пропозиції в даній роботі. Отримані результати також підтвердили внутрішній компроміс між екологічними проблемами та проблемами продуктивності, враховуючи кілька показників ефективності. Ці результати підтверджують, що енергоорієнтовані схеми маршрутизації повинні бути розроблені з урахуванням конкретних вимог до трафіку та меж показників продуктивності. Крім того, показано, що спільне врахування вимог QoS та енергетичної обізнаності є ефективним підходом для покращення не тільки енергоспоживання, але й продуктивності за критичними параметрами, такими як контрольна затримка руху та швидкість блокування. Аналогічним чином, запропонований динамічний розподіл трафіку з урахуванням перевантажень здатний впоратися з вимогливим трафіком, що прибуває, не погіршуючи продуктивність трафіку з вищим пріоритетом.

Загалом, дані пропозиції є точними, простими у впровадженні та досить збалансованими та ефективними у своїх результатах, які шукають відповідне та легке розгортання в реальних сценаріях SDN. Таким чином, проведені дослідження та внески, про які повідомляється в цій роботі, не тільки доповнюють те, що відомо про потенціал енергосвідомих методів маршрутизації, але й є цінним рішенням на шляху до сталої мережі.

1 АНАЛІЗ ПРОБЛЕМ ОПТИМІЗАЦІЇ ЕНЕРГОСПОЖИВАННЯ В SDN

За останнє десятиліття інформаційно-комунікаційні технології (ІКТ) були змушені зіткнутися з експоненціальним зростанням попиту з боку постійно зростаючої кількості підключених пристроїв. Наприклад, глобальний інтернет-трафік у 2025 році буде еквівалентний у 127 разів більшому за відповідний обсяг, що спостерігався у 2005 році, досягнувши 30 ГБ на душу населення, порівняно з 10 ГБ на душу населення у 2016 році, тоді як кількість пристроїв, підключених до IP-мереж, потроїть населення світу. Таке стійке зростання означає збільшення споживання енергії, що сприяє значному та тривожному впливу на навколишнє середовище, а також пов'язаним з цим експлуатаційним витратам. Отже, потреба в енергоефективних мережах стала головною метою, що передбачає зусилля уряду та промисловості та привертає велику увагу дослідницької спільноти.

За даними, між 2007 і 2012 роками глобальне споживання енергії ІКТ зростало з річним темпом майже на 7%, що є вищим значенням, ніж 3% річне зростання загального світового споживання електроенергії за той же період часу. Ці цифри корелюють зі збільшенням відносної частки ІКТ у світовому споживанні електроенергії приблизно з 4% у 2007 році до 4,7% у 2012 році.

В даний час на цей сектор припадає близько 2,4-3% світового споживання електроенергії і очікується щорічне зростання на 20%. Відповідно, на глобальний вуглекислий слід ІКТ-обладнання припадає 2-2,5% світових викидів, що дорівнює кількості, що генерується авіаційною промисловістю. Крім того, прогнозується, що до 2025 року викиди CO₂, пов'язані з ІКТ, збільшаться до 4%. Аналогічно прогнозується, що порівняно з рівнем 2010 року загальне споживання електроенергії ІКТ подвоїться до 2025 року та потроїться до 2030 року.

Серед основних сфер ІКТ на мережі передачі даних припадає більше третини загального енергоспоживання в цьому секторі. Крім того, вони продемонстрували найсильніше зростання споживання електроенергії (10,1% на

рік) щодо обладнання кінцевих споживачів (5,2% на рік) та центрів обробки даних (4,3% на рік).

Нещодавня оцінка Міжнародного енергетичного агентства (МЕА) стверджує, що глобальна електроенергія, використана інтернет-мережами передачі даних у 2015 році, становила близько 185 ТВт·год (тобто 1% від загального світового попиту на електроенергію). Крім того, враховуючи зростаюче глобальне використання Інтернету (за оцінками, темпи зростання від 30 до 40% на рік), попит на електроенергію мереж передачі даних у 2024 році може зрости більш ніж на 70% до приблизно 320 ТВт·год. Однак використання ефективних енергосвідомих стратегій може перевернути цю оцінку, зменшивши споживання електроенергії мережами передачі даних через Інтернет на 15% приблизно до 160 ТВт·год.

Як наслідок, зниження енергоспоживання в телекомунікаційних мережах є важливим кроком для досягнення значної економії енергії в цьому секторі. Майбутній напрямок впливу ІКТ на споживання енергії та викиди вуглецю залежатиме від впровадження енергоефективних рішень у мережах передачі даних. У той же час, оскільки ІКТ є технологією підтримки для багатьох галузей промисловості, підвищення енергоефективності мереж передачі даних також може істотно зменшити вплив інших секторів на навколишнє середовище.

Враховуючи, що на практиці енергоспоживання мережевого обладнання не пропорційне їх транспортному навантаженню, зменшення кількості активних елементів є ефективною і широко прийнятою стратегією зниження споживання мереж передачі даних. Ця функція може бути реалізована шляхом переведення в сплячий режим (тобто стан низького енергоспоживання) невикористовуваних елементів мережі, таких як пристрої взаємозв'язку, лінійні карти або інтерфейси портів.

Незважаючи на те, що вимкнення всіх пристроїв з'єднання забезпечує більшу економію енергії, цю можливість слід ретельно розглянути, оскільки це призводить до проблем з відмовостійкістю у разі збоїв у мережі. Тим не менш, через надмірне виділення каналів, яке зазвичай враховується при проектуванні та

експлуатації магістральних мереж, значну енергію все ще можна заощадити, змінивши стан мережевих інтерфейсів у сплячий режим щоразу, коли канал не передає дані.

У цьому контексті SDN, який далі описаний у цьому розділі, є дуже добре придатною архітектурою для виконання енергозалежної маршрутизації та управління станом невикористовуваних інтерфейсів комутаторів скоординованим та централізованим способом. Таким чином, впровадження енергоорієнтованого рішення в площині управління є цінною можливістю вирішити проблему енергоспоживання проблема в мережах передачі даних.

1.1 Огляд програмно-визначених мереж

Оптимізацію енергоспоживання можна розглядати як одну з перспективних сфер застосування SDN. У цій мережевій архітектурі функції управління (рішення щодо маршрутизації) відокремлюються від площини даних (вузли пересилання) і делегуються новій сутності, яка називається контролером.

Роботу зі стандартизації, що лежить в основі концепцій і технічних аспектів SDN, очолює Open Net-working Foundation (ONF) у співпраці з великими організаціями зі стандартизації, такими як ETSI, IETF, 3GPP та IEEE. SDN забезпечує чотири основні функції:

- Розділення площин управління та даних;
- Логічно централізоване управління та перегляд мережі;
- Площина управління і площина даних з'єднані через відкриті інтерфейси;
- Використання зовнішніх додатків, що забезпечують мережеве програмування.

По суті, основна ідея SDN – перенесення функцій управління з апаратного в програмне забезпечення – робить мережеві середовища більш керованими. На відміну від традиційних мереж, що вимагають ручного та індивідуального налаштування мережевих пристроїв для зміни поведінки мережі,

загальномережеві рішення щодо маршрутизації та переадресації можуть прийматися у відокремленій та логічно централізованій (або навіть, можливо, розподіленій) площині керування.

Логічно централізований контролер в SDN надає глобальні знання про стан мережі та інформацію про топологію. Крім того, він може керувати мережевими завданнями та виконувати програмування пристроїв без додаткового програмного або апаратного інтелекту в кожному з комутаційних елементів. Зокрема, контролер SDN може збирати шаблони трафіку, виконувати обчислення шляху, використовуючи свої знання існуючої топології, і передавати такі рішення маршрутизації на пристрої площини даних для виконання.

З іншого боку, вузли переадресації в площині даних просто зобов'язані виконувати інструкції, встановлені контролером для перенаправлення трафіку, більше не беручи участі в управлінні мережею. Стратегії маршрутизації надсилаються контролером у вигляді правил таблиці потоків та встановлюються в адресованій пам'яті тернарного вмісту (TCAM) елементів пересилання. Крім того, записи потоку можуть бути змінені або видалені контролером для управління поведінкою комутаторів щодо переадресації трафіку.

Отже, використання базової архітектури SDN полегшить впровадження та розгортання нових додатків та служб, що зробить це простіше, ніж у випадку з класичними апаратно-залежними реалізаціями. Ще однією перевагою використання SDN є можливість динамічно адаптувати керуючі рішення для відповідності різноманітним вимогам QoS для роботи з гетерогенними мережами, керованими додатками.

Різні площини та інтерфейси, що відповідають архітектурі SDN, можна оцінити на діаграмі, наведеній на рис. 1.1.

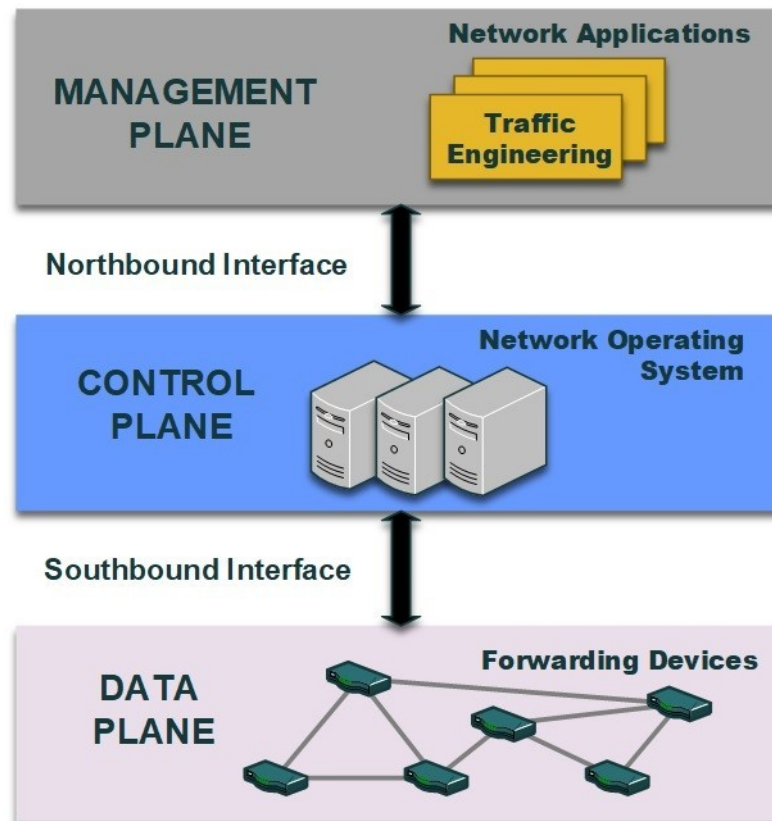
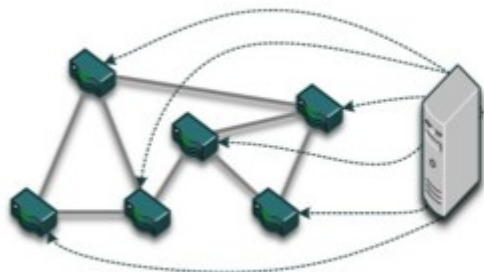


Рисунок 1.1 - Архітектура SDN

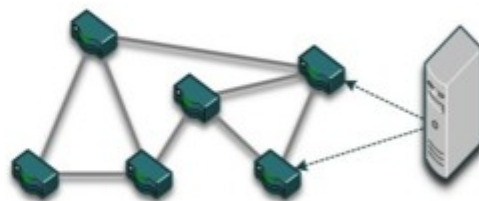
Реалізації площин управління можна розділити на централізовані та розподілені архітектури відповідно до кількості фізичних контролерів, розгорнутих у мережі. Очевидно, що використання фізично централізованої площини управління, що складається з одного сервера, є періодичним явищем, оскільки воно пов'язане з проблемами масштабованості та надійності. В якості альтернативи, логічно централізоване управління в SDN може бути реалізовано за допомогою декількох фізично розподілених серверів, щоб пом'якшити такі проблеми. У зв'язку з цим виділяють дві основні категорії розподілених архітектур управління SDN були визначені на основі фізичної організації контролерів SDN, а саме плоскої та ієрархічної. У першому підході мережа розділена на кілька областей, де кожна обробляється одним контролером, а в другому визначається кілька вертикальних рівнів управління в залежності від необхідних служб.

Обмін транспортними потоками між комутаторами та контролерами можливий через відкритий інтерфейс у південному напрямку. OpenFlow є першим і найбільш часто використовуваним протоколом для південного інтерфейсу SDN.

Вона вже підтримується комерційними продуктами різних вендорів і застосовується в широкому спектрі мережевих середовищ. Іншими прикладами протоколів, визначених для південного інтерфейсу в SDN, є ForCES [26] і OpFlex.



(а) Позасмугове керування



б) Керування в діапазоні

Рисунок 1.2 - Режими сигналізації в SDN

Що стосується транспортних потоків між елементами управління і вузлами експедирування на площині даних, то можна виділити два режими роботи, а саме позасмуговий і внутрішньосмуговий контроль. Позасмугове управління, зображене на рис. 1.2 (а) базується на розгортанні окремої мережі управління на додаток до тієї, що використовується для трафіку даних. Це поширений підхід в центрах обробки даних, обмежених за географічним розміром, де зазвичай прийнятні капітальні та операційні витрати, пов'язані з додатковою мережею управління.

При внутрішньосмуговому управлінні одні й ті ж ланки використовуються як для даних, так і для керуючого руху площини, як показано на рис. 1.2 (б). Таким чином, обмін керуючими повідомленнями здійснюється без необхідності використання додаткової інфраструктури. Очевидно, що в широкомасштабних мережах операторів це більш реалістичний сценарій, оскільки додаткові лінії, призначені для безпосереднього з'єднання контролерів і вузлів переадресації, є непрактичними та економічно неефективними.

Забезпечуючи інновації та гнучкість, SDN може значно спростити процедури управління мережею. Зокрема, використання цих програмованих

мереж може відігравати значну роль у зниженні енергоспоживання. Централізований механізм прийняття рішень може бути використаний для виконання енергосвідомої маршрутизації, яка скоординовано визначає елементи мережі, які повинні бути переведені в сплячий режим, і відповідним чином програмувати вузли переадресації. Таким чином, енергозберігаюче рішення може бути легко реалізовано в площині управління SDN.

Виходячи з вищезазначених причин, у цій роботі використовуються переваги SDN для вирішення проблеми енергоспоживання в мережах передачі даних. Доповнюючи загальну мету енергоорієнтованої маршрутизації, яка мінімізує кількість активних елементів мережі, необхідних для маршрутизації необхідного трафіку в SDN, це дослідження також має на меті запропонувати кілька нових методів для вирішення наступних дослідницьких проблем, на яких зосереджена енергоефективність.

1.2 Принципи енергоорієнтованої маршрутизації

Основна ідея енергоорієнтованої маршрутизації полягає в управлінні вхідним трафіком, зменшуючи кількість невикористаних мережевих ресурсів, або, що еквівалентно, коригуванні пропонованої пропускної здатності відповідно до фактичного використання мережевої роботи. Однак ця довгоочікувана пропорційна поведінка здається несумісною з поточними критеріями розробки. Як правило, мережеві інфраструктури проектуються з більшою кількістю мережевих елементів, ніж потрібно для забезпечення резервування в разі збоїв. Крім того, мережеві канали оснащені високою пропускною здатністю, щоб обробляти раптові пікові потоки трафіку. Тому при невеликих транспортних навантаженнях ці додаткові ресурси або не використовуються, або використовуються рідше, що призводить до небажаної витрати енергії.

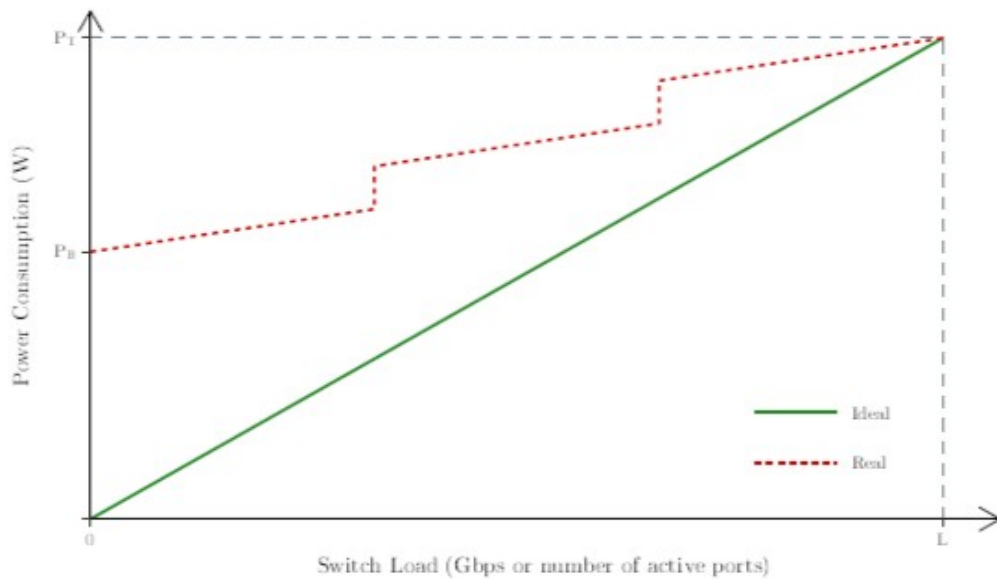


Рисунок 1.3 - Силова модель

Для вирішення проблеми енергоспоживання в мережах передачі даних запропоновано два відомі підходи до управління електроенергією. Перший підхід, також відомий як адаптація швидкості з'єднання, регулює швидкість (і пропускну здатність) інтерфейсів окремих пристроїв відповідно до фактичних навантажень і вимог трафіку. Другий підхід, також відомий як сплячий режим, намагається сконцентрувати вхідний трафік на найменшій кількості вузлів і зв'язків, щоб перевести в режим сну решту невикористовуваних елементів мережі (тобто стан низького енергоспоживання).

Щоб краще зрозуміти мотивацію двох вищезгаданих підходів до управління енергією, слід розглянути характеристики потужності мережевого обладнання. У загальному випадку енергоспоживання мережевих пристроїв складається зі статичної складової (за рахунок потужності, споживаної шасі, вентиляторами, лінійними картами і т.д.) і динамічної, пов'язаної зі швидкістю трафіку, що протікає через їх портові інтерфейси.

В ідеалі статична частина, також відома як компонент холостого ходу, яка представляє потужність, необхідну для невикористовуваного пристрою, повинна бути нульовою. Тоді, при зростаючому транспортному навантаженні, споживана

потужність повинна поводитися пропорційно і лінійно зростати разом зі збільшенням трафіку, як показано лінією, позначеною як ідеальна на рис. 1.3.

Однак ця модель значно відрізняється від реальної поведінки. На практиці, коли пристрій активний, він споживає фіксовану кількість енергії (P_n), незалежно від умов навантаження. Крім того, ця базова потужність збільшується за рахунок кількості активних портів і використання кожного порту, що зображено на рис. 1.3 з лінією, вказаною як Real. Точніше, техніка адаптації швидкості з'єднання заснована на співвідношенні між потужністю, споживаною пристроєм, і швидкістю передачі даних, з якою працюють його інтерфейси. Замість того, щоб запускати мережеві пристрої на повну потужність, що означає, що вони залишаються недостатньо використаними більшу частину часу, причина цього методу полягає в тому, щоб змінювати пропускну здатність мережевих інтерфейсів залежно від поточного навантаження на канал зв'язку. Таким чином, енергоспоживання обладнання зменшується, мінімізуючи необхідні швидкості передачі даних мережевих каналів відповідно до використання каналу.

У зв'язку з цим кілька вимірювальних досліджень раніше довели, що енергоспоживання мережевих пристроїв значною мірою не залежить від обсягу трафіку, що обробляється інтерфейсами портів. Крім того, зниження швидкості передачі даних каналу зв'язку має менш значний вплив на енергоспоживання, ніж переведення невикористовуваних елементів мережі в енергозберігаючі режими. Очевидно, що в той час як більша частина енергії споживається тільки при включенні пристрою, збільшення ємності портів від нуля до повного навантаження становить менше 8% від загального енергоспоживання. Таким чином, активний порт, навіть без перенесення трафіку, споживає майже повну потужність, але майже нульове енергоспоживання вимірюється, коли він переведений у сплячий режим.

Враховуючи, що на енергоспоживання мережевого обладнання лише незначною мірою впливає його конфігурація швидкості передачі даних і поточне навантаження на трафік, підхід сплячого режиму здатний забезпечити більш

високу економію енергії, ніж рішення, засновані на адаптації швидкості передачі даних каналу.

Отже, сплячий режим використовується в даній роботі як стратегія енергозбереження. Це означає, що вирішується проблема енергоспоживання, зменшуючи кількість необхідних активних елементів пропорційно навантаженню мережі. Відповідно, потужність, споживана вузлом мережі, залежить від базової потужності та кількості активних портів, обидва з яких є фіксованим внеском.

У моделі, що розглядається в даній дипломній роботі, кожен елемент мережі (тобто вузли і зв'язки) може мати один з двох можливих станів: активний стан, при якому він працює з повною швидкістю, і стан сну з нульовою швидкістю. В активному стані однакова кількість енергії споживається елементами одного типу, таким чином, загальне споживання мережі пропорційно кількості та виду активних елементів. І навпаки, елементи мережі не споживають енергію, перебуваючи в стані сну.

Ще один аспект, який може виникнути у зв'язку з використанням стратегії сплячого режиму, пов'язаний з часом реконфігурації. Незважаючи на те, що вимкнення цілих мережевих пристроїв забезпечує значну економію енергії, для їх увімкнення потрібна незначна кількість часу. Завантаження перемикача може зайняти від 30 секунд до 5 хвилин. При цьому окремі порти можуть бути швидко реактивовані зі сплячого стану приблизно за 1-3 секунди. Тому впровадження рішень для режиму сну обумовлено використанням технологій, що дозволяють швидко реагувати та скорочувати час реконфігурації. Це обмеження має бути ретельно враховане енергосвідомими підходами, заснованими на стратегії режиму сну. У зв'язку з цим слід зазначити, що коли вузол знаходиться в сплячому режимі, він по суті видаляється з топології мережі, а це означає, що він не здатний приймати, обробляти і перенаправляти трафік. Таким чином, вузол може бути переведений в сплячий режим тільки в тому випадку, якщо він не є джерелом або пунктом призначення будь-якого вхідного попиту. Це причина, чому перші стратегії маршрутизації зосереджені виключно на мінімізації лише кількості активних посилянь.

1.2.1 Рішення, засновані на трафіку

Виходячи з припущення про роботу з очікуваним (тобто заздалегідь відомим) трафіком, рішення, засновані на трафіку, є механізмами маршрутизації, які агрегують трафік через підмножину мережі в системах з надмірним виділенням. Завдяки застосуванню цієї стратегії мінімізується кількість включених компонентів мережі, які обробляють вхідний трафік. Протягом останнього десятиліття широко вивчалися рішення, засновані на трафіку, щоб вирішити проблему енергоспоживання.

Однією з найбільш значущих є GreenTE - внутрішньодоменний, централізований механізм TE, який знаходить набір зв'язків, які можуть бути відключені під задане транспортне навантаження або матриця. Підхід ґрунтується на формулі змішано-цілочисельного лінійного програмування (MILP), де потреби в трафіку маршрутизуються через набір раніше обчислених k-найкоротших шляхів. Вимоги до продуктивності, такі як максимальне використання каналу зв'язку (MLU) і затримка мережі, розглядаються як обмеження в проблемі.

Зовсім недавно, автори багатьох досліджень представили сучасне дослідження стратегій енергоефективності в SDN, де розглядається важливість впровадження методів маршрутизації в SDN, використовуючи переваги гнучкості, що надається динамічною конфігурацією та можливостями централізованого перегляду мережі.

Що стосується використання частково розгорнутих SDN, виникають проблеми економії енергії в цих гібридних сценаріях. Для цього формулюється оптимізаційну модель, яка спрямована на знаходження мінімальних підмножин електромережі. Довівши NP-складність задачі, розробляється евристичне рішення для наближення до точного рішення, засноване на використанні декількох груп пролітних дерев для задоволення транспортних навантажень.

Беручи до уваги обмеження простору правил TCAM в вузлах пересилання SDN, Giroire запропонували енергозберігаючий метод маршрутизації для

магістральної мережі. Представлена модель оптимізації ILP, а також ефективна евристика, що враховує обмеження пропускної здатності зв'язків і обмеження простору правил на маршрутизаторах. Проведене моделювання показує, що значна економія (подібна до класичного TCAM-агностичного підходу) може бути досягнута за допомогою запропонованого розподілу простору за розумним правилом.

Markiewicz та ін. сформулювали модель MILP, яка спрямована на включення мінімальної кількості маршрутизаторів і каналів зв'язку для передачі трафіку. Щоб вирішити проблему для великих мереж, вони представляють евристичний метод, званий Strategic Greedy Heuristic (SGH), який ітеративно вибирає заздалегідь обчислений найкоротший шлях для кожного запиту відповідно до чотирьох різних стратегій порядку обробки запитів.

Аналогічним чином, два евристичних алгоритму, а саме Next Shortest Path (NSP) і Next Maximum Utility (NMU), запропоновані для вирішення проблеми енергоорієнтованої маршрутизації в SDN. Розглядаючи початкову маршрутизацію найкоротшого шляху (SPR), обидві моделі прагнуть мінімізувати енергоспоживання ланок і перемикачів, що перенаправляють вибрані потоки з недостатньо використовуваних ланок на більш використовуваний шлях заміни, щоб відключити недостатньо використовувані ланки, якщо всі потоки будуть перенаправлені. Новий вибраний шлях відповідає, відповідно, наступному найкоротшому шляху або найбільш завантаженому шляху, обчисленому після виключення недостатньо використовуваних посилянь. Результати показують, що, хоча NSP і NMU більш ефективні в мінімізації середньої довжини шляху, можна заощадити більше енергії, ініціалізуючи мережу з виходами замість використання підходу SPR.

1.2.2 Рішення на основі топології

Недостатня поінформованість про умови трафіку в типових оперативних мережах призвела до ряду науково-дослідних робіт, які з метою зменшення

кількості активних ланок орієнтовані на управління топологією мережі. По суті, ці підходи модифікують існуючу топологію з урахуванням різних вимог, таких як результуюча зв'язність. Отже, під час вибору сплячих компонентів рішення, засновані на топології, турбуються лише про те, щоб зберегти досяжні кінцеві точки мережі.

Автори представляють механізм маршрутизації на основі Open Shortest Path First (OSPF), який враховує топологічну інформацію, якою обмінюються маршрутизатори. Запропонований алгоритм енергоорієнтованої маршрутизації ґрунтується на визначенні механізму «експорту», коли дерево найкоротшого шляху (SPT) є спільним для сусідніх вузлів. Маршрутизатори з найвищим ступенем вузла, звані «експортерами», обчислюють SPT, які використовуються для маршрутизації трафіку, і змушують використовувати ці шляхи до всіх своїх сусідів, щоб загальний набір активних посилань можна було зменшити.

Механізм експорту удосконалено, де введено поняття «переміщення», що перетворило задачу енергозберігаючої маршрутизації в формулювання відомої задачі максимальної кліки (МКП) в неорієнтованому зваженому графі. Враховуючи, що MСР є NP-жорстким, пропонується евристика Max-Compatibility для вибору максимальної кількості сумісних ходів. Таким чином, оптимізується вибір маршрутизаторів-експортерів, що призводить до подальшої економії енергії.

В дослідженнях запропоновано алгоритм маршрутизації під назвою Energy Saving на основі алгебраїчного CON-nectivity (ESACON), використовуючи алгебраїчну зв'язність як метрику для керування результуючою топологією мережі. На основі цього показника ESACON може визначати та вимикати мережеві канали, які менше впливають на підключення до мережі, зберігаючи це значення вище заданого порогу. Як наслідок, досягається значна економія енергії, зберігаючи при цьому підключення до мережі та продуктивність для ефективної підтримки вхідного трафіку.

Аналіз включення вимог QoS в рішення на основі енергоорієнтованої топології пропонує підхід, який називається енергозберігаючою IP-маршрутизацією (ESIR), також ґрунтується на концепціях експорту та

переміщення ППК, але обмежений максимальною межею навантаження на мережеві канали в сценарії з урахуванням трафіку. Однак такі вимоги при їх дослідженні розглядаються фіксованими величинами, що не є практичним (з огляду на неоднорідність потоків в мережах) і обмежує придатність їх роботи для мережевих сервісів різної структури.

Для того, щоб відключити цілі мережеві пристрої, алгоритм на основі дерева Штайнера запропонував моделі топологію мережі у вигляді графа, що складається з периферійних і основних маршрутизаторів і їх відповідних зв'язків. Зокрема, цей підхід ґрунтується на обчисленні дерева Штайнера для отримання мінімального підграфа, що з'єднує всі крайові вузли. Потім ланки та основні вузли, не задіяні в цьому підграфі, відключаються для економії енергії. У випадку маршрутів з кількістю переходів вище заданого порогу, початковий найкоротший шлях додається до дерева Штайнера з метою мінімізації довжини шляху разом з економією енергії.

Ідея використання алгебраїчної концепції зв'язку для вимірювання важливості зв'язку була запропонована в літературі різними роботами, де втворюють індекс еквівалентності *ADequacy Index (ADI)*, незалежну від трафіку метрику, яка залежить від алгебраїчної зв'язності, для кількісної оцінки якості економної топології. Запропоновано два евристичні алгоритми для створення обрізаних топологій шляхом видалення зв'язків у певному порядку, доки не буде досягнуто заданого порогу *ADI*. Вони розрізняються за порядком, якого дотримуються для видалення посилань. Перший спирається на алгебраїчну зв'язність, а другий — на центральність міжвід'ємності.

Всі раніше описані роботи в основному спрямовані на мінімізацію кількості активних елементів мережі в поточній топології, обмежуючи вибір шляху для досягнення певної певної метрики або швидкості підключення відповідно до енергозберігаючої маршрутизації, без належної адресації показників продуктивності або якості трафіку. Крім того, їх недостатня поінформованість про вимоги вхідних запитів на підключення може призвести до зниження продуктивності, що вкрай небажано.

1.3 Проблеми енергоефективності та продуктивності

У той час як енергоорієнтовані рішення маршрутизації оптимізують енергоефективність, знаходячи мінімальну кількість активних елементів, необхідних для підтримки концентрованого трафіку для всіх запитів від джерела до терміналу, продуктивність цієї підмережі, що залишилася, за такими важливими параметрами, як затримка трафіку та використання каналу, швидше за все, постраждає.

Саме існуючий компроміс між енергозбереженням і продуктивністю мережі проілюстрований підходом Routing On Demand (ROD), механізм маршрутизації на основі OSPF, який розглядає енергозбереження та продуктивність з точки зору MLU. Використовуючи підходи нелінійної оптимізації, автори формулюють проблему, яка спрямована на мінімізацію як MLU, так і енергоспоживання мережі за умови обмежень збереження пропускну здатності та потоку. Після розгляду різних сценаріїв виділяють два етапи, а саме чутливий до потужності та чутливий до продуктивності, кожен з яких має певний компроміс між обома показниками. Математично вони доводять, що для кожного сценарію існує набір ваг зв'язків, при якому маршрути, отримані з ROD, можуть бути перетворені в найкоротші шляхи і реалізовані через OSPF. Ці ваги посилянь є рішенням їх підходу.

У зв'язку з цим існує ряд робіт, які з метою вирішення проблем продуктивності в задачі енергозберігаючої маршрутизації обмежують вибір шляху тими, які відповідають конкретним мережевим метрикам.

Наприклад, було запропоновано евристичний алгоритм Multiple Paths by Shortest Path First (MSPF), який спрямований на максимізацію числа вимкнених маршрутизаторів і кабелів, що піддаються задовільному MLU і обмеженням довжини шляху. Вони розглядають зв'язки з пучковими кабелями, які можна відключити незалежно один від одного, а вимоги прокладаються по одному або

декільком шляхам. Запропоновано два варіанти алгоритму, які відрізняються типом елементів мережі (ланок або вузлів), які спочатку вважаються вимкненими.

Аналогічно, маршрутизація з урахуванням потужності, також враховує обмеження MLU. У даній роботі вивчається поведінка загального енергоспоживання, що досягається при різних вимогах QoS. Зокрема, передача трафіку по лінії була змодельована як черга M/M/1 (з урахуванням швидкості обслуговування, що дорівнює пропускній здатності каналу), а аналіз вимог QoS проводився шляхом варіювання коефіцієнта MLU між відповідними значеннями, які гарантують низьку наскрізну затримку.

Негативний вплив на накладні витрати на сигналізацію та якість обслуговування, які відчувають транспортні потоки, може виникнути у разі періодичних змін конфігурації. Дотримуючись цієї ідеї, автори представляють енергоорієнтовану стратегію управління, яка вибірково відключає мережеві пристрої з урахуванням набору декількох сценаріїв трафіку. Розроблено дві стратегії одношляхової маршрутизації (тобто фіксована та змінна маршрутизація), які включають параметр штрафу для переходів станів комутатора та верхню межу, що обмежує кількість змін станів кожного мережевого інтерфейсу. Порівняння між обома моделями показує, що гнучкість змінної маршрутизації корисна як для показників перевантаження, так і для показників споживання. Крім того, обговорюються наслідки обмеження кількості ввімкнень мережевого інтерфейсу. У зв'язку з цим показано, що в порівнянні зі звичайною схемою, додавання обмеження надійності карт істотно не впливає на економію електроенергії і продовжує термін служби обладнання.

Інший підхід аналізом збільшення числа керуючих повідомлень в результаті реалізації енерго-усвідомлених алгоритмів в SDN-контролері. Зокрема, вони моделюють проблему як ILP, спрямовану на мінімізацію контрольних накладних витрат за умови енергетичного обмеження, яке обмежує загальне енергоспоживання мережі. Крім того, запропоновано два евристичні алгоритми поліноміального часу для знаходження майже оптимальних розв'язків задачі. Нарешті, існуючий компроміс між енергоефективністю зеленої маршрутизації та

генерованими накладними витратами на керування був підтверджений у домені SDN за допомогою одного контролера.

Незважаючи на потенційні переваги енергоефективної маршрутизації, її придатність для впровадження мережевими операторами, природно, обумовлено впливом на інші параметри продуктивності. В роботі досліджується масштаб впливу на довжину маршруту і на відмовостійкість. Для цього вони пропонують евристичний підхід, який ітеративно намагається видалити ребра, які менш навантажені. Результати моделювання свідчать, що довжини маршрутів збільшуються лише на 27% у середньому майже для всіх досліджуваних топологій. Тим часом, для досягнення відмовостійкості можна використовувати технології швидкого включення або додати до проблеми обмеження неперер'ядного шляху.

Безсумнівно, відмовостійкість мережі є одним з найбільш тривожних параметрів продуктивності, який обмежує розгортання енергозберігаючих рішень. Схильність до переведення елемента мережі в сплячий режим визначається здатністю мережі швидко реагувати в разі збоїв. Автори обговорюють компроміс між оптимізацією енергії та надійністю мережі. Вони вивчили п'ять існуючих алгоритмів зеленої маршрутизації, щоб проаналізувати вплив цих підходів на два показники надійності (надійність терміналу та маршруту). Ця формулює проблему надійної енергосвідомої маршрутизації (R-EAR), яка має на меті відключити якомога більше каналів зв'язку для оптимізації енергоспоживання, гарантуючи при цьому MLU і необхідний рівень надійності терміналу або надійності маршруту. Для розв'язання цієї задачі також передбачено евристичний алгоритм.

Наслідки досягнення різних рівнів стійкості до відмов і стійкості до коливань трафіку для енергоефективності мережі, для цього пропонуються дві схеми: (i) оптимізаційні моделі, що мінімізують енергоспоживання IP-мереж при гарантії живучості та надійності; та (ii) субоптимальні евристики на основі MILP, що використовують варіанти оригінальних точних формулювань. Зокрема, розглядається вісім різних стратегій захисту/надійності, які поєднують різні характеристики для кількісного аналізу компромісу між вартістю енергії та рівнем

захисту та надійності. Показано, що значна економія досягається навіть тоді, коли повністю гарантується і живучість, і міцність.

З іншого боку, в деяких мережевих сценаріях досягнення енергозбереження не обов'язково негативно впливає на продуктивність мережі або його вплив є допустимим. Це підтверджується роботою, де середнє використання каналу зв'язку значно не збільшується внаслідок запропонованого підходу до зеленої маршрутизації. На противагу цьому, зазначається, що встановлення максимального навантаження, обмеженого на ланки, може значно обмежити застосовність енергозберігаючих методів. Це пов'язано з існуванням каналів доступу з низькою пропускнуою здатністю, які залишаються сильно навантаженими навіть при енерго-незалежному підході маршрутизації. Таким чином, зменшуючи максимум

Навантаження на посилення може легко привести до нездійснених рішень.

Аналогічний аналіз проводиться в роботах, де автори досліджують вплив практичних обмежень на продуктивність енергоорієнтованих схем маршрутизації в SDN. З цією метою задача енергозалежної маршрутизації моделюється у вигляді ILP з урахуванням дискретності швидкостей зв'язку та обмеження простору правил потоку. Результати підтверджують, що включення цих практичних обмежень має великий вплив не тільки на енергоефективність SDN, але й на довжину маршрутів та використання сполучень.

1.4 Багатоцільова інженерія трафіку

У поширених енергозалежних моделях маршрутизації вибір шляху, як правило, формулюється як єдина цільова задача оптимізації з або однією метрикою (мінімізація кількості активних послань), або однією функцією, що охоплює різні метрики (мінімізація кількості активних вузлів і зв'язків). Однак існуючий компроміс між продуктивністю мережі та енергозбереженням мотивував

необхідність враховувати вимоги QoS для досягнення кількох цілей TE. Перший тривіальний спосіб знизити споживання енергії та гарантувати QoS – це включення вимог до трафіку в математичні моделі за допомогою додаткових обмежень. Однак цей простий підхід може призвести до надмірного виділення (тобто спрямування з'єднання на шлях, який має для цього занадто багато ресурсів) і, як наслідок, до зменшення кількості майбутніх запитів, які потенційно можуть бути задоволені. Крім того, кілька досліджень продуктивності показали, що, оптимізуючи кілька цілей одночасно, можна отримати кращі рішення [87–89]. Таким чином, замість того, щоб розглядати лише традиційні одноцільові функції з обмеженнями вимог для обчислення шляхів, кілька робіт оцінюють потенціал та ефективну застосовність багатоцільових процедур, щоб визначити стратегії маршрутизації, які можуть гарантувати низьку витрату енергії і хорошу продуктивність одночасно.

З цією метою автори в дослідженнях розглядають багатоцільову оптимізаційну задачу управління вагами посилок таким чином, щоб мінімізувати споживання енергії (основна мета), а також міру перевантаження мережі (вторинна мета). Для цього представлено алгоритм енергоорієнтованої оптимізації ваг (MILP-EWO) на основі MILP. Цей підхід використовує переваги алгоритму оптимізації ваги протоколу внутрішнього шлюзу (IGP-WO) для модифікації ваг OSPF відповідно до розглянутих цілей. Передбачаються прогнозовані матриці трафіку і пропускна здатність каналів розглядаються в цій оффлайн-внутрішньодоменній пропозиції для переведення елементів мережі (каналів зв'язку та маршрутизаторів) у сплячий режим та гарантування низького рівня перевантаження мережі. Таким чином, якість рішень значною мірою залежить від точності прогнозування трафіку.

Підхід одночасно оптимізує енергозбереження і різні параметри, пов'язані з QoS, в програмно-визначених мережах центрів обробки даних, відповідно до заздалегідь визначеної комбінації вимог до якості програмного забезпечення. Автори пропонують чотири різні підходи до лінійного програмування, які планують запитувати потоки трафіку на комутаторах з урахуванням різних

показників цільової функції, таких як споживання енергії, пропускна здатність, час переходу між режимом сну/активності та їх комбінація. Для оцінки їх пропозиції впроваджується система прийняття оціночних рішень. Однак розмір набору шляхів для всіх потоків, розглянутих в їх рішенні, може бути масштабований тільки для топологій центрів обробки даних, таких як Fat-Tree [93], де число можливих шляхів невелике і не зростає швидко разом з розміром мережі.

Робота спрямована на підвищення енергоефективності разом з якістю передачі в програмно-визначених гнучких оптичних мережах. Для цього автори пропонують багатодомений алгоритм маршрутизації та призначення спектру, який враховує якість передачі (з точки зору частоти бітових помилок) та енергозбереження. Ці дві цілі збалансовані з урахуванням кон'юнктурних запитів, розділених на два класи послуг, для кожного з яких у виборі шляху оптимізується одна мета.

Таким же чином, обидва показники можуть бути покращені, якщо в контролері SDN реалізовано два різні підходи до маршрутизації та застосовано залежно від контексту та цілей оператора мережі. Евристичний алгоритм, названий GoGreen, призначений для обчислення шляхів маршрутизації, які є енергоефективними та задовольняють потреби трафіку з точки зору бітрейту. За типом трафіку (потоківі відео, перегляд веб-сторінок, повідомлення датчиків) одна з вищезгаданих цілей береться за першу метрику і використовується для визначення найкращих k шляхів. Потім обчислені шляхи сортуються відповідно до другої метрики, і перший маршрут вибирається як найбільш підходяще рішення. Моделювання показує компроміс між кількістю розглянутих шляхів (тобто k) і якістю рішень.

Можливість вибору різних алгоритмів маршрутизації також запропонована за допомогою проектування інтегрованої площини управління на основі SDN. Після збору інформації, пов'язаної з енергоспоживанням мережі, та вимог QoS визначаються конкретні групи трафіку. Потім, виходячи з конкретної програми

користувача, один з трьох можливих алгоритмів маршрутизації, а саме Найменша вартість (LC),

Вибирається найкоротший шлях (SP) і балансування навантаження (LB). Зокрема, алгоритм LC призначається трафіку веб-серфінгу, алгоритм SP – VoIP-трафіку, а алгоритм LB – IPTV-трафіку. Таким чином, рівень QoS для критичного типу трафіку все ще може підтримуватися, тоді як для некритичного трафіку використовується більш енергоефективний алгоритм маршрутизації.

З іншого боку, еволюційні алгоритми були застосовані для вирішення одно- і багатоцільових завдань в самих різних контекстах в SDN [98], включаючи стратегії маршрутизації, орієнтовані на досягнення енергоефективності. Наприклад, використання МЕА для вибору маршруту було запропоновано в [99] для динамічних оптичних мереж з централізованою програмно-визначеною інтегрованою площиною управління. Рішення ґрунтується на розгляді різних цільових функцій відповідно до типу трафіку. Зокрема, для трафіку з вищим пріоритетом, вони покращують енергоефективність без погіршення QoS, беручи енергозбереження як другорядну мету. Їхній підхід підтримує кілька вимог QoS з точки зору продуктивності мережі, таких як затримка та частота блокування. Однак розглядається лише одна топологія мережі, нехтуючи впливом, який різні мережеві сценарії можуть мати на якість рішення.

Аналогічно задуманий багатоцільовий алгоритм оптимізації рою частинок для досягнення енергозбереження мережі і балансування навантаження в SDN. У даній роботі задача розглядається як багатоцільова змішана цілочисельна модель програмування, що додає обмеження QoS до базової задачі максимального паралельного потоку. Зокрема, він гарантує, що загальна затримка маршрутного шляху, виділеного на вимогу, не може перевищувати максимальну затримку, яку він дозволяє. Запропонований евристичний алгоритм, званий MOPSO, динамічно агрегує і балансує вхідний трафік, переводячи невикористовувані комутатори і зв'язки в сплячий режим.

1.5 Динамічний розподіл трафіку

Незважаючи на те, що це ефективні підходи до зниження енергоспоживання, більшість з вищезгаданих підходів все ще обмежені, оскільки вони знаходяться в автономному режимі. Припущення точних моделей трафіку, фіксованих і відомих апріорі, може бути неприйнятним для поточних динамічних мереж, у яких користувачі можуть приєднуватися до мережі або залишати її непередбачуваним чином, що впливає на загальний трафік. Очевидно, що онлайн-вхід є більш реалістичним варіантом для енергозберігаючих рішень і дозволяє динамічно адаптувати кількість активних елементів мережі до трафіку, що надходить.

У роботах авторів запропоновано енергоорієнтоване рішення для маршрутизації та управління трафіком, щоб зменшити енергоспоживання, що визначається як кількість активних вимикачів Open-Flow в мережі. Для цього представлений алгоритм низької складності з використанням для кожної пари кінцевих точок заздалегідь обчисленого набору найкоротших шляхів для вибору маршруту, що мінімізує кількість перемикань, які стають активними після розподілу потоку. Незважаючи на те, що ця пропозиція дозволяє послідовно маршрутизувати потоки операцій у режимі реального часу, розглядається лише низьконавантажений нічний трафік, що не дозволяє детально вивчити наслідки більш вимогливих сценаріїв.

В аналогічному підході запропонована схема динамічної маршрутизації із застосуванням агрегації трафіку для кожного вхідного потоку. Замість того, щоб розглядати лише кількість переходів, у цій пропозиції кількість активних посилок і вузлів також використовується як метрика маршрутизації. Шляхи враховуються тільки в тому випадку, якщо вони мають достатню залишкову пропускну здатність, щоб прийняти вхідний потік. У випадку перевантажених найкоротших шляхів вибирається шлях, що згортає MLU.

Для того, щоб справлятися зі зміною трафіку в режимі реального часу, запропонована стратегія централізованого енергоефективного управління маршрутизацією (CERC). У цій стратегії централізований контролер відповідає за чотири основні функції: моніторинг стану з'єднання, режим сну, пробудження

з'єднання та прогноз стану зв'язку. По суті, під час простою трафіку низьконавантажені канали переводяться в сплячий режим і знову включаються при збільшенні трафіку, щоб уникнути перевантаження мережі. Під час процедури сну посилення-кандидати відбираються за двома критеріями використання посилення: обсяг трафіку та кількість пар вузлів. Шляхи маршрутизації обчислюються на основі показників зв'язку та використання багатоконтурного шляху з однаковою вартістю (ECMP). Крім того, у статті проаналізовано деталізацію інтервального часу для вивантаження інформації про статус посилення контролеру. Однак симуляції розглядають лише синтетичну топологію, не оцінюючи ефективність такого підходу в реальних мережах з вимірними слідами трафіку.

Автори [104] представляють дизайн програми моніторингу та управління енергією (Energy Monitoring and Management Application (EMMA) для мінімізації споживання енергії в магістральних мережах на основі SDN. Вони сформулювали цю задачу як нелінійну оптимізаційну модель і запропонували евристичні алгоритми для динамічної маршрутизації потоків і управління результуючою активністю ланок і комутаторів. Однак такі алгоритми були реалізовані в середовищі емуляції SDN з позасмуговим керуючим трафіком, що обмежує їх застосовність до мереж, де розгорнуті виділені зв'язки між контролером і вузлами пересилання. Різні прототипи, що підтверджують концепцію, що показують застосовність EMMA в трьох реалістичних випадках використання (тобто програмна комутаторна мережа, mesh-мережа mmWave і аналоговий домен RoF для радіодоступу від землі до поїзда).

Онлайн-підхід, заснований на потоках, який враховує динамічний прихід і відхід користувачів в мережах кампусів на основі SDN. У даній роботі автори формулюють проблему маршрутизації нового вхідного потоку і динамічної реоптимізації існуючих потоків в якості ILP з урахуванням обмежень QoS (тобто пропускної здатності і затримки), що має на меті зниження загального енергоспоживання в бездротовій і дротовій частинах мережі. З огляду на NP-складний характер такої задачі, для наближення до оптимального рішення ILP

пропонується евристика на основі мурашиної колонії, яка називається Ant Colony Online Flow-based Energy-efficient Routing (AC-OFFER). З огляду на небажані наслідки переобчислення шляхів маршрутизації в динамічних енергозберігаючих підходах, введена схема енергоефективної маршрутизації на основі Fast Rerouting (FRR), а саме GreenFRR. Ця стаття має на меті скоротити час зближення маршрутизації з урахуванням виникнення частих змін трафіку в мережі. Для цього автори спочатку формалізують задачу енергоефективної маршрутизації на основі FRR і доводять пов'язану з нею NP-твердість.

Таким чином, пропонуються евристичні алгоритми, які максимізують кількість сплячих ланок і швидко надають доступні шляхи перенаправлення при спрацьовуванні збіжності маршрутів.

У деяких дослідженнях автори пропонують ElasticTree, загальномережевий менеджер живлення для економії енергії в центрах обробки даних, що використовують SDN. Це рішення динамічно знаходить мінімальний набір елементів мережі, необхідний при зміні навантаження трафіку, задовольняючи при цьому обмеження продуктивності та відмовостійкості. У зв'язку з цим були вивчені три стратегії, а саме: формальна модель, жадібна упаковка сміттєвих контейнерів і евристика з урахуванням топології. У той час як перший варіант пов'язаний з проблемами масштабованості, а другий економить менше енергії, найкращу продуктивність забезпечує евристика з урахуванням топології. Однак такий підхід спеціально задуманий для мереж FatTree.

Інший підхід до енергоефективності в програмно-визначених мережах центрів обробки даних. У цій роботі оцінюються та реалізуються різні енергоорієнтовані стратегії маршрутизації, що поєднують загальні алгоритми маршрутизації та планування, як прототип на основі OpenNaaS. Однак ці стратегії застосовні лише в центрах обробки даних, а також несумісні з середовищами без виділених мереж керування.

2 РІШЕННЯ ПРОБЛЕМИ ЕНЕРГООРІЄНТОВАНОЇ МАРШРУТИЗАЦІЇ В SDN

Використовуючи гнучкість площини управління SDN, в цьому розділі використовуються методи TE для оптимізації загального енергоспоживання, зменшуючи кількість ланок, необхідних для обробки даної матриці трафіку. Для забезпечення сумісності з SDN за допомогою внутрішньосмугового керуючого

трафіку, в даній пропозиції шляхи управління між контролерами і комутаторами (і між контролерами) також встановлено. Крім того, щоб уникнути додаткового навантаження на контролери, досліджено, що зв'язок площини даних не може бути маршрутизований через ці пристрої. Аналогічно, в роботі розглянуто різні варіанти реалізації площини управління в SDN (тобто централізованому та розподіленому), щоб забезпечити широку перспективу. На додаток до проблеми енергоорієнтованої маршрутизації, в цьому розділі також розглядається проблема розміщення контролерів. В роботі запропоновано простий та ефективний підхід, спрямований на визначення найкращого місця розташування контролера з точки зору енергозбереження.

2.1 Точні алгоритми

Проблема, що розглядається, сформульована за допомогою моделей ILP, де мета полягає в тому, щоб мінімізувати кількість посилань, що використовуються для маршрутизації заданого попиту на трафік.

2.1.1 Один контролер

У цій початковій моделі системи розглядається єдиний централізований контролер, який виконує енергозалежну маршрутизацію і визначає інтерфейси зв'язку, які повинні бути переведені в сплячий режим.

Задавши розташування контролера Ct , було змодельовано SDN орієнтованим графом $G = (V, E)$, де V - множина вузлів ($Ct \in V$), а E - множина зв'язків. З кожною ланкою $e \in E$ пов'язана її ємність, що позначається c_e . Розглядаючи D як множину потреб у трафіку даних між будь-якою парою вузлів переадресації, нехай T позначає множину необхідного трафіку пов'язаної площини керування. У зв'язку з цим використовується K для позначення загального набору потоків трафіку в мережі ($D \cup T = K$), використовуємо t_k для позначення пропускної здатності транспортного потоку $k \in K$.

Базова схема, що ілюструє розглянуту в цьому підрозділі модель мережі, зображена на рис. 2.1. На цьому рисунку ліворуч показана проста топологія SDN з внутрішньосмуговим керуванням з 3-х вузлів експедиції та одного централізованого контролера. На цій діаграмі також включені можливі пари джерело/ціль трафіку даних і керування.

На рис. 2.1, зв'язки, підключені до контролера, диференціюються від решти мережеских зв'язків (кольором та типом лінії) з метою графічної ідентифікації їх як неприпустимих маршрутів для трафіку площини даних.

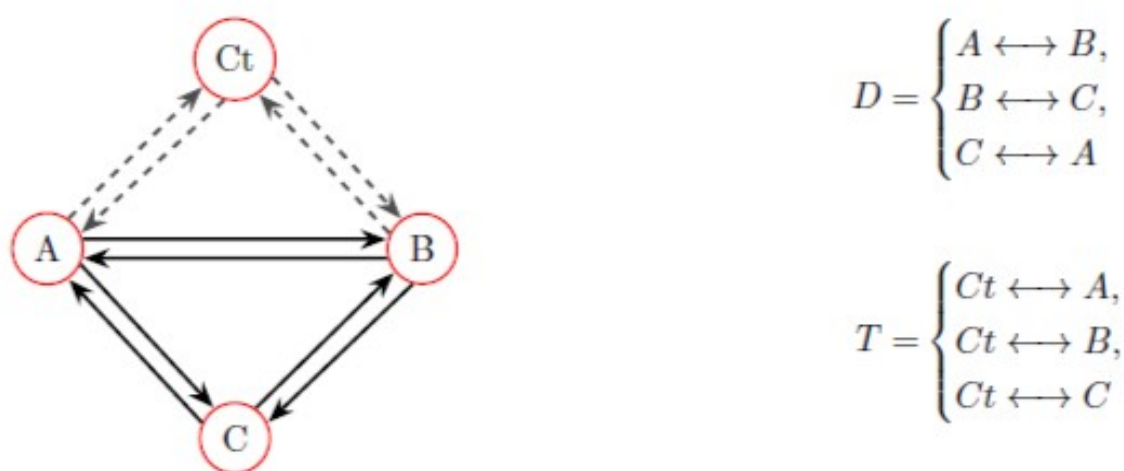


Рисунок 3.1 - Базова схема розглянутої моделі мережі з централізованим контролером.

Крім того, розглядаючи P_k як множину шляхів, які можуть бути використані для маршрутизації кожного $k \in K$, нехай $P_e^k \subset P_k$ — підмножина шляхів, які використовують зв'язок $e \in E$ і $P_c^k \subset P_k$ позначають підмножину шляхів які проходять через контролер Ct .

Щоб мінімізувати кількість посилянь, які використовуються для маршрутизації заданого попиту на трафік, визначаються такі двійкові змінні:

x_e : описує стан зв'язку $e \in E$.

$$x_e = \begin{cases} 1 \text{ якщо } e \text{ активний,} \\ 0 \text{ інакше.} \end{cases}$$

$Y_{k,p}$ описує вибір шляху $p \in P_k$ для маршрутизації кожного $k \in K$.

$$\gamma_{k,p} = \begin{cases} 1 & \text{якщо } p \text{ вибрано для маршруту } k, \\ 0 & \text{інакше.} \end{cases}$$

З огляду на наведені вище позначення двійкових змінних, оптимізаційну модель можна сформулювати у вигляді:

$$\text{minimize } \sum_{e \in E} x_e \quad (2.1)$$

з урахуванням наступних обмежень:

$$\sum_{p \in P_k} \gamma_{k,p} = 1 \quad \forall k \in K \quad (2.2)$$

$$\gamma_{k,p} = 0 \quad \forall k \in D, \forall p \in P_c^k \quad (2.3)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{p \in P_e^k} \gamma_{k,p} t_k \leq c_e x_e \quad \forall e \in E \quad (2.4)$$

Цільова функція в (2.1) мінімізує кількість активних посилянь, тобто число ланок, що використовуються для маршрутизації керуючого і трафіку даних.

Обмеження в (2.2) гарантують, що для маршруту $k \in P_k$ вибрано лише один шлях $p \in K$.

Обмеження в (2.3) змушують шляхи, що проходять через контролер, не використовувати для маршрутизації трафік площини даних.

Обмеження в (2.4) гарантують, що загальний трафік у кожному активному каналі $e \in E$ менше, ніж його місткість c_e .

2.1.2 Кілька контролерів

На практиці логічно централізоване управління в SDN може бути реалізовано за допомогою декількох розподілених фізичних контролерів, що і є сценарієм, що розглядається в цьому розділі.

Спочатку розглядається багатодоменна архітектура SDN, де кожен домен має централізованого контролера з рядом заздалегідь визначених комутаторів, пов'язаних з ним. Припускається, що кожен контролер має повне знання топології своєї доменної області та часткове знання топології глобальної мережі, тобто він визначив граничні вузли, які він поділяє один з одним доменом. Вимоги до міждоменого трафіку даних спрямовуються в кожному домені за допомогою цих вузлів. Також варто відзначити, що розглядається мережеву модель з внутрішньодоменим внутрішньосмуговим управлінням.

Кожна доменна область контролера представлена орієнтованим графом $G = (V, E)$, де V і E позначають множину вузлів і зв'язків відповідно. Кожна ланка $e \in E$ пов'язана зі своєю ємністю, що позначається c_e . Множина $B = \{b_1, \dots, b_{|B|}\} \subset V$ містить граничні вузли. D_v і D_w позначають множину внутрішньодомених потоків трафіку для площини даних і управління відповідно. D_u позначають сукупність вимог до міждоменого трафіку даних. Таким чином, хоча обидві кінцеві точки запитів трафіку в D_v і D_w містяться всередині кожного домену, з'єднання, включені в D_u , повинні бути встановлені в декількох доменах.

Для кращої ілюстрації моделі мережі, що розглядається в цьому підрозділі, рис. 2.2 наведена базова схема. На рисунку показана проста топологія SDN з внутрішньосмуговим управлінням, що складається з двох доменів контролерів і прикордонного вузла між ними (тобто вузла D). Крім того, для кожного домену доступні запити на внутрішньодоменине підключення, включені в D_v і D_w , а також пари походження/призначення для міждоменого трафіку даних у D_u .

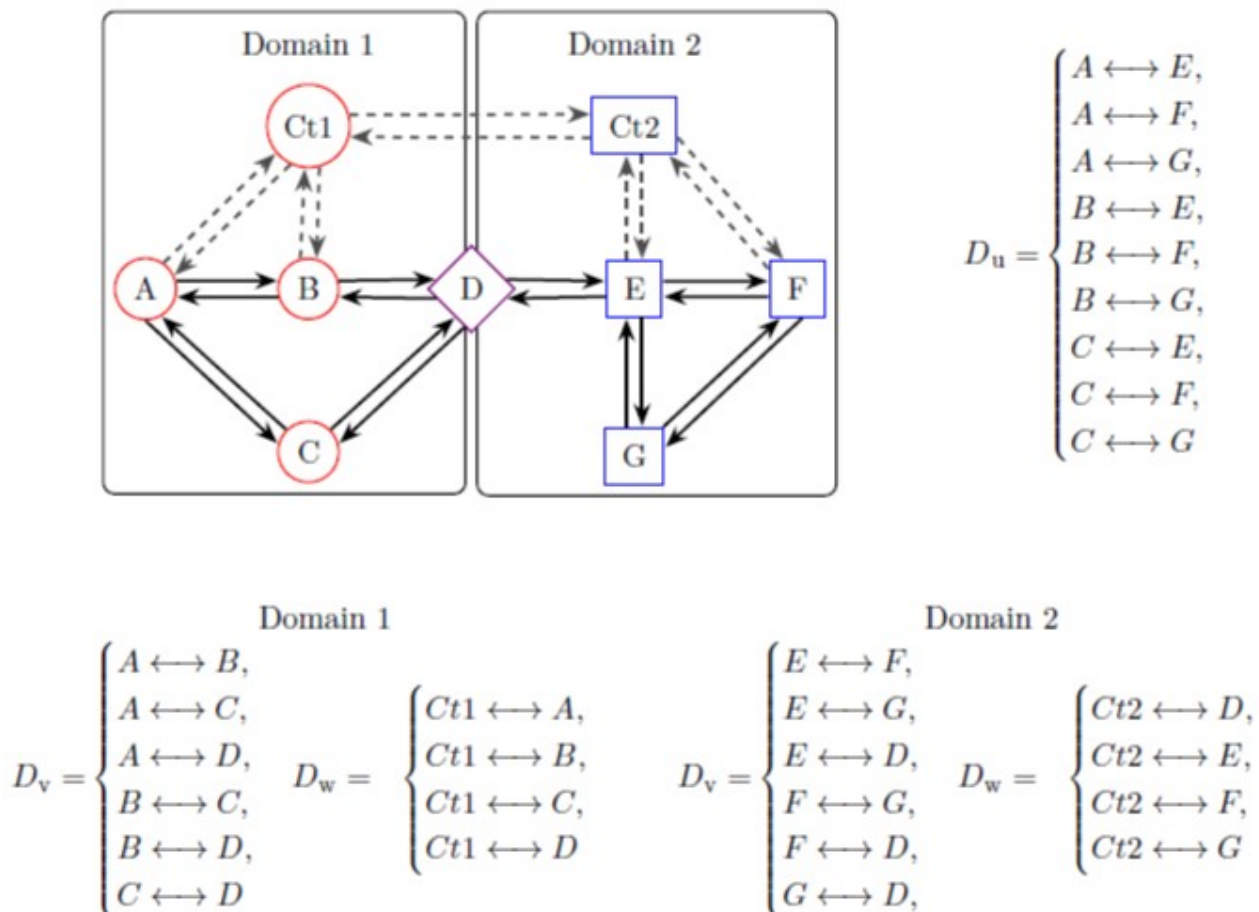


Рисунок 2.2 - Базова схема розглянутої моделі мережі з централізованим контролером

Як показано на рис. 2.1, посилання позначаються суцільними/чорними або пунктирними/сірими лініями. У той час як перші будуть спільними для даних і керуючого трафіку, другі не можуть бути використані для маршрутизації зв'язку в площині даних.

Для кожного $k \in D_v$ нехай t_k позначає його пропускну здатність, а P_k — множина внутрішньодоменних шляхів, які може використовуватися для маршрутизації цього трафіку. $P_c^k \subset P_k$ позначають множину шляхів, які проходять через контролер домену для кожного $k \in D_v$. Крім того, нехай $P_c^k \subset P_k$ — множина внутрішньодоменних шляхів між джерелом і ціллю k , які використовують зв'язок

$e \in E$. Аналогічно, це позначення справедливе для внутрішньодомених потоків керуючого трафіку (наприклад, D_w) і міждомених потоків трафіку даних (тобто D_u).

Розподілена пропозиція підходу в декількох областях SDN, звана розподіленою енергоорієнтованою маршрутизацією (DEAR), може бути сформульована у вигляді моделі ІЛР з двома етапами оптимізації, використовуючи наступні бінарні змінні:

q_b^k : описує вибір граничного вузла b для маршрутизації трафіку $k \in D_u$.

$q_b^k \begin{cases} 1 \text{ якщо } b \text{ вибрано для маршруту } k, \\ 0 \text{ інакше.} \end{cases}$

$l_{b,p}^k$: описує вибір шляху $p \in P_k$ для маршрутизації трафіку $k \in D_u$ через прикордонний вузол b .

$l_{b,p}^k \begin{cases} 1 \text{ якщо } p \text{ вибрано для маршрутизації } k \text{ через } b, \\ 0 \text{ інакше.} \end{cases}$

r_p^k : описує вибір шляху $p \in P_k$ для маршрутизації руху $k \in D_v \cup D_w$.

$r_p^k \begin{cases} 1 \text{ якщо } p \text{ вибрано для маршруту } k, \\ 0 \text{ інакше.} \end{cases}$

На першому кроці кожен агент, створений контролером, окремо обчислює шляхи маршрутизації у своєму домені, які мінімізують кількість використовуваних посилок. На цьому етапі обмеження продуктивності (наприклад, контроль затримки трафіку та використання каналу). З огляду на наведені вище позначення двійкових змінних, оптимізаційну модель першого етапу можна сформулювати у вигляді:

$$\text{minimize } \sum_{e \in E} x_e \quad (2.5)$$

з урахуванням наступних обмежень:

$$\sum_{b \in B} q_b^k = 1 \quad \forall k \in D_u \quad (2.6)$$

$$\sum_{p \in P_k} l_{b,p}^k = q_b^k \quad \forall k \in D_u, \forall b \in B \quad (2.7)$$

$$\sum_{p \in P_k} r_p^k = 1 \quad \forall k \in D_v \cup D_w \quad (2.8)$$

$$r_p^k = 0 \quad \forall k \in D_v, \forall p \in P_c^k \quad (2.9)$$

$$l_{b,p}^k = 0 \quad \forall k \in D_u, \forall b \in B, \forall p \in P_c^k \quad (2.10)$$

$$\sum_{k \in D_u} \sum_{p \in P_c^k} \sum_{b \in B} l_{b,p}^k t_k + \sum_{k \in D_v \cup D_w} \sum_{p \in P_c^k} r_p^k t_k \leq c_e x_e \quad \forall e \in E \quad (2.11)$$

Цільова функція (2.5) мінімізує кількість активних посилань.

Рівняння (2.6) гарантує, що для кожного міждоменного трафіку даних вибирається рівно один прикордонний вузол. Рівняння (2.7) гарантує, що для маршрутизації кожного міждоменного трафіку даних через обраний вузол кордону використовується рівно один шлях. Рівняння (2.8) гарантує, що для маршрутизації кожного внутрішньодоменного потоку трафіку для площини даних і управління використовується рівно один шлях. Рівняння (2.9) і (2.10) гарантують, що шляхи, що проходять через контролер, не можуть бути використані для маршрутизації трафіку площини даних. Нарешті, рівняння (2.11) гарантує, що сумарний трафік по кожному активному ланці $e \in E$ менше, ніж його пропускну здатність c_e . Для цього це обмеження містить два терміни; Перший призначений для визначення обсягу міждоменного трафіку, що протікає по каналу e , в той час як другий виконує еквівалентний аналіз внутрішньодоменного (даних і контролю) трафіку.

Після завершення цього обчислення агенти розподіленої площини керування в різних доменах SDN повинні обмінятися деяким показником продуктивності (наприклад, MLU в кожному домені) та ідентифікатором вибраних прикордонних вузлів для маршрутизації кожного міждоменного трафіку даних (тобто $q_b^k \forall k \in D_u$). Перший елемент цієї спільної інформації призначений для використання в якості порівняльного показника для визначення домену з найкращою продуктивністю, який також має найнижчу ймовірність.

У другому випадку не вистачає потужностей, тоді як другий дозволяє правильно та послідовно перенаправляти вимоги до міждоменого трафіку даних.

На другому кроці агент домену з найкращою продуктивністю (за вирахуванням MLU) переобчислює свої енергозалежні шляхи маршрутизації, використовуючи тепер, для кожного міждоменого трафіку даних, граничні вузли, попередньо вибрані його сусідніми доменами. Відповідна задача для другого кроку оптимізації може бути сформульована за допомогою отриманих ідентифікаторів в рівнянні (2.7) наведеної вище моделі.

У SDN кілька контролерів також розгортаються в ієрархічних структурах управління для прийняття рішень у масштабах всієї мережі. Таким чином, мережеві події та програмування пристроїв обробляються локально, а шляхи маршрутизації обчислюються централізовано.

Беручи за вхідні дані даної системи розміщення контролерів у топології мережі, модель, представлена в цьому розділі, визначає оптимальний розподіл комутаторів між контролерами з точки зору енергоефективності, враховуючи баланс навантаження між контролерами.

Крім того, це рішення враховує використання зв'язків і затримку шляхів управління. Тому обидва елементи обмежені в даній моделі.

SDN представлений орієнтованим графом $G = (V, E, C)$, де V , E і C позначають множину вузлів, ланок і контролерів відповідно, що дорівнюють $C \subset V$. Ми використовуємо c_e для позначення ємності зв'язку $e \in E$. Визначимо множину вузлів пересилання як $S = \{n \mid n \in V \wedge n \notin C\}$.

Нехай D позначає підмножину зв'язків площини даних. Для площини управління ми використовуємо T для позначення підмножини транспортних потоків між контролерами та комутаторами. У зв'язку з цим ми будемо використовувати K для позначення загального набору потоків трафіку в мережі $(D + T \subset K)$. Зауважимо, що в цьому випадку транспортні потоки, пов'язані зі зв'язком площини управління між контролерами, також включаються в K . Кожен

транспортний потік $k \in K$ від джерела s_k до пункту призначення d_k , пов'язаний з його пропускнуою здатністю, що позначається t_k .

На рис. 2.3 представлено базову схему, що відображає розглянуту в цьому підрозділі модель мережі. Зокрема, на цьому рисунку показаний внутрішньосмуговий SDN з двома контролерами (Ct1, Ct2), припускаючи, що Ct2 знаходиться на вершині ієрархії, і п'ятьма перемикачами. У цьому випадку зображуються вузли пересилання з іншим кольором і формою, ніж контролери, щоб проілюструвати, що вони спочатку не пов'язані з жодним з двох контролерів. Крім того, на рисунку виставлені всі можливі дані і кінцеві точки керуючого трафіку, включені в D і T відповідно. Як і на попередніх схемах на рис. 2.1 і рис. 2.2, пунктирні/сірі лінії використовуються для зв'язків, підключених до контролерів, щоб позначити, що вони не можуть бути використані для маршрутизації трафіку площини даних.

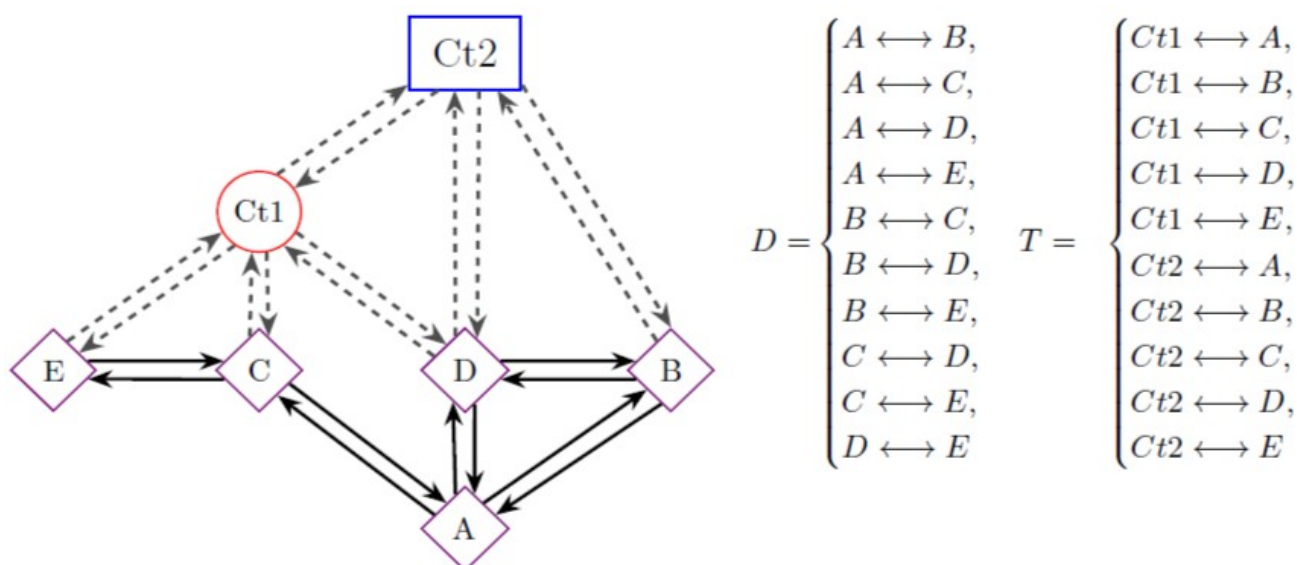


Рисунок 2.3 - Базова схема розглянутої моделі мережі з централізованим контролером

Крім того, нехай P_k — множина шляхів, які можуть бути використані для маршрутизації кожного $k \in K$. Зауважимо, що для того, щоб забезпечити певну затримку для підмножини руху площини управління, шляхи, що розглядаються для цих потоків, задовольняють максимально допустимій межі затримки, що

позначається як L_b . Нехай $P_e^k \subset P_k$ — підмножина шляхів, які використовують зв'язок $e \in E$ і $P_c^k \subset P_k$ позначають підмножину шляхів, що проходять через контролер $c \in C$, для кожного $k \in K$.

Для оптимізації кількості посилянь, що використовуються для маршрутизації заданого попиту на трафік даних, ми використовуємо такі двійкові змінні:

x_e : описує стан зв'язку $e \in E$.

$$x_e = \begin{cases} 1 & \text{якщо } e \text{ активний,} \\ 0 & \text{інакше.} \end{cases}$$

$\gamma_{k,p}$: описує вибір шляху $p \in P_k$ для маршруту кожного $k \in K$.

$$\gamma_{k,p} = \begin{cases} 1 & \text{якщо } p \text{ вибрано для маршруту } k, \\ 0 & \text{інакше.} \end{cases}$$

$\lambda_{n,c}$: описує асоціацію кожного вузла пересилання $n \in S$ з контролером $c \in C$.

$$\lambda_{n,c} = \begin{cases} 1, & \text{якщо } n \text{ асоціюється з } c, \\ 0 & \text{інакше.} \end{cases}$$

Розглядаючи двійкову змінну, наведену вище, оптимізаційну модель можна сформулювати у вигляді:

$$\text{minimize } \sum_{e \in E} x_e \quad (2.12)$$

з урахуванням наступних обмежень:

$$\sum_{c \in C} \lambda_{n,c} = 1 \quad \forall n \in S \quad (2.13)$$

$$\sum_{n \in S} \lambda_{n,c} \leq \left\lceil \frac{|S|}{|C|} \right\rceil \quad \forall c \in C \quad (2.14)$$

$$\sum_{p \in P_k} \gamma_{k,p} = \begin{cases} \lambda_{n,c} & \forall k \in T, n, c \in [s_k, d_k], n \neq c \\ 1 & \forall k \in K \setminus T \end{cases} \quad (2.15)$$

$$\gamma_{k,p} \leq \lambda_{n,c} \quad \begin{cases} \forall k \in T, \forall p \in P_c^k \\ \forall c \in C, n \in [s_k, t_k], n \neq c \end{cases} \quad (2.16)$$

$$\gamma_{k,p} = 0 \quad \begin{cases} \forall k \in D, \forall p \in P_c^k \\ \forall c \in C \end{cases} \quad (2.17)$$

$$\sum_{k \in K} \sum_{p \in P_e^k} \gamma_{k,p} t_k \leq u_{max} c_e x_e \quad \forall e \in E \quad (2.18)$$

Цільова функція (2.12) мінімізує кількість активних посилянь, тобто кількість посилянь, що використовуються для маршрутизації трафіку.

Обмеження (2.13) і (2.14) пов'язані з асоціаціями контролер-комутатор. Перший вказує на те, що кожен комутатор може бути пов'язаний тільки з одним контролером, тоді як другий встановлює максимальну кількість комутаторів, які можуть бути пов'язані з кожним контролером. Мета цього останнього набору обмежень полягає в тому, щоб збалансувати навантаження комутаторів між контролерами, прагнучи уникнути перевантаження контролерів.

Обмеження (2.15)-(2.17) пов'язані з вибором шляхів. Зокрема, обмеження (2.15) гарантує, що для маршруту $k \in K$ вибрано лише один шлях. Крім того, цей набір обмежень гарантує для підмножини потоків трафіку між контролерами і комутаторами T , що кожен комутатор обмінюється керуючими повідомленнями тільки зі своїм контролером. Обмеження (2.16) і (2.17) дозволяють уникнути маршрутизації додаткового транспортного навантаження через контролери. Обмеження (2.16) гарантує, що шляхи керування, які використовуються для

потоків трафіку між контролерами та комутаторами, не включають будь-який інший контролер, який не є джерелом або об'єктом трафіку. Обмеження (2.17) змушує шляхи, що проходять через будь-який контролер $s \in S$ не можуть бути використані для маршрутизації трафіку площини даних.

Нарешті, обмеження (2.18) гарантує, що сумарний трафік у кожному активному ланці $e \in E$ буде меншим, ніж встановлений MLU, що позначається як u_{\max} .

2.1.3 Приклад роботи моделі

Беручи на вхід мережеві графіки, показані на рис. 2.1, рис. 2.2 і рис. 2.3, тепер проілюструємо приклад роботи представлених моделей. У кожному конкретному випадку для визначення оптимальних шляхів використовується відповідна формула ILP, описана вище. Це робиться за припущенням сценарію потоку даних один до одного разом із керуючим трафіком між кожним комутатором і пов'язаним з ним контролером. Для порівняння, на рис. 2.4 показано тільки отримані активні послання після застосування трьох вищезгаданих моделей.

Зокрема, на рис. 2.4(а) для одного випадку контролера потрібно лише 5 зв'язків (з 10 загальних зв'язків) для встановлення необхідних шляхів даних та пов'язаних з ними маршрутів керування. Таким чином досягається 50% економії електроенергії (за кількістю активних ланок).

Фізично і логічно розподілений сценарій, розглянутий на рис. 2.4 (б), показує зниження енергоспоживання на 42,3%. Такий результат досягається після виконання двоетапного процесу оптимізації.

Нарешті, на рис. 2.4 (в) можна оцінити роботу логічно-централізованого підходу з декількома контролерами. У цьому випадку також враховується трафік між контролерами, а затримка шляху керування обмежується діаметром мережі (відповідно до кількості переходів).

Крім того, розподіл перемикачів між контролерами зображується за допомогою кольорів і форм, що вказує на те, що вузли А, С і Е пов'язані з Ct1, а перемикачі В і D управляються Ct2. В результаті застосування оптимізаційної моделі в цьому прикладі, лише 13 ланок (із загальної кількості 22 посилянь) залишаються активними, щоб задовольнити заданий попит на трафік, враховуючи вимоги до маршрутизації, встановлені для трафіку в площині керування та даних на площині даних, що забезпечує 41% економії енергії.

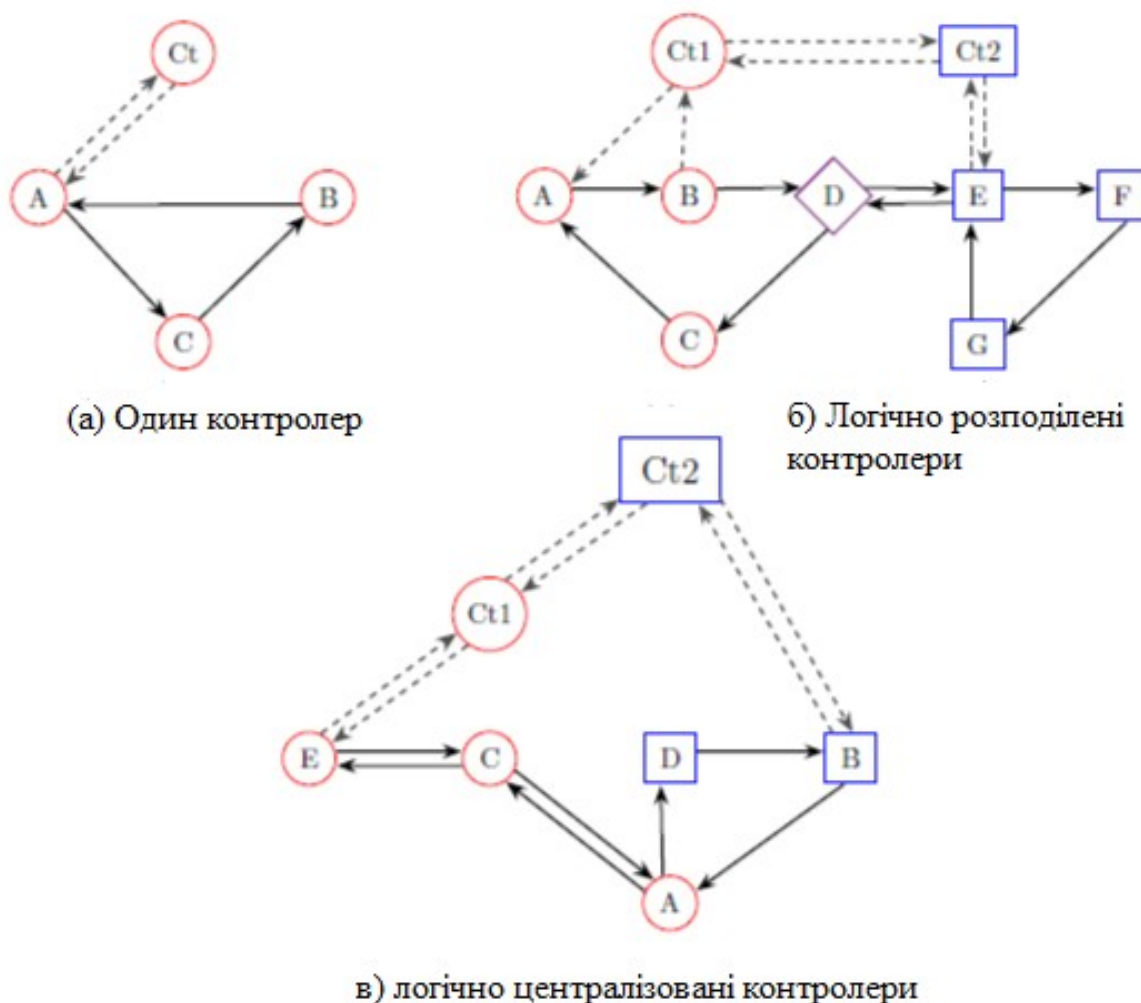


Рисунок 2.4 - Приклад роботи моделей

2.2 Евристичні алгоритми

Незважаючи на те, що моделі, представлені вище, дозволяють отримати оптимальні рішення для проблеми енергоспоживання в SDN, їх стає складно вирішити на великих і навіть середніх топологіях, враховуючи складність NP-Hard проблеми енергосвідомої маршрутизації. Щоб подолати цю проблему, у цьому розділі було розроблено деякі евристичні алгоритми.

2.2.1 Енергоорієнтована маршрутизація

Запропонований алгоритм, показаний в алгоритмі 1, починає знаходження множини допустимих маршрутів між кожною парою вузлів мережі, які задовольняють необхідним обмеженням для зв'язку з площиною управління і площиною даних (лінія 1). Для керуючого трафіку ці шляхи обмежені затримкою максимально допустимою межею затримки (L_b) і не проходять через будь-який інший контролер, який не є джерелом або ціллю пари комутатор-контролер. При цьому можливі шляхи передачі даних не проходять через жоден контролер в мережі. Крім того, підмножина шляхів від кожного вузла переадресації до всіх контролерів мережі зберігається в ПК (рядок 3). Використовуючи ці обчислені керуючі шляхи, в рядку 5 зберігається відсортований список вузлів пересилання.

Цей список сортується в порядку зростання за двома критеріями:

1. кількість можливих контролерів, з якими можна асоціюватися,
2. кількість можливих шляхів керування.

Проходячи цей список, алгоритм починає задовольняти найкритичніші випадки і рішення можна знайти з меншою кількістю ітерацій. Потім, після встановлення першого елемента в L як вузла n , що спочатку розглядається (рядок 6), алгоритм ініціалізує набір активних зв'язків максимальним значенням.

Головний цикл алгоритму визначає для кожного можливого шляху управління обраного вузла n , кількість активних ланок в мережі після

маршрутизації всіх даних і керуючого трафіку. Потім у цьому процесі вибирається конфігурація шляхів з меншою кількістю активних посилянь. У середині цієї петлі для позначення використовується набір додаткових змінних, що позначаються в псевдокоді як P' , X' , Y' , U' тимчасові значення, обчислені на кожній ітерації. Таким чином, для кожного можливого керуючого шляху обраного вузла n , ці змінні ініціалізуються результуючими значеннями (тобто керуючим шляхом, активними зв'язками, асоціацією контролер-комутатор і використанням зв'язків), отриманими від маршрутизації розглянутого шляху керування (рядок 10).

Алгоритм 1 Енергоорієнтована маршрутизація

Algorithm 1 ENERGY-AWARE ROUTING

Require: $G = (V, E, C)$ network graph with controller placements, S forwarding nodes, D data traffic demands

Ensure: P data and control paths, X active links, Y controller-switch associations, U links utilization

- 1: $R \leftarrow$ Array of admissible routes between every pair of nodes in G
- 2: **for** $s \in S$ **do**
- 3: $P_c[s] \leftarrow$ subset of routes $r \in R$ from s to every controller $c \in C$
- 4: **end for**
- 5: $L \leftarrow S_Sorted$
- 6: $n \leftarrow$ First node in L
- 7: $len(X) \leftarrow \infty$
- 8: **repeat**
- 9: **for** $p \in P_c[n]$ **do**
- 10: Initialize(P', X', Y', U') by routing p
- 11: **for** $s \in L - \{n\}$ **do**
- 12: PATHSELECTOR($s, None, P_c[s]$)
- 13: **end for**
- 14: $O \leftarrow$ List of (c, s) in P'
- 15: **for** $(c, s) \in O$ **do**
- 16: PATHSELECTOR($c, s, R[c, s]$)
- 17: **end for**
- 18: **for** $(c, c) \in G$ **do**
- 19: PATHSELECTOR($c, c, R[c, c]$)
- 20: **end for**
- 21: **for** $(s, s) \in D$ **do**
- 22: PATHSELECTOR($s, s, R[s, s]$)
- 23: **end for**
- 24: **if** $len(X') \leq len(X)$ **then**
- 25: $len(X), P, X, Y, U \leftarrow len(X'), P', X', Y', U'$
- 26: **end if**
- 27: **end for**
- 28: **if** $len(X) = \infty$ **then**
- 29: **if** $n =$ last node in L **then break**
- 30: **end if**
- 31: $n \leftarrow$ Next node in L
- 32: **end if**
- 33: **until** $len(X) \neq \infty$

Чотири внутрішні петлі включаються всередину основного циклу алгоритму. Перший внутрішній цикл використовується для визначення шляху до контролера для кожного іншого вузла пересилання в L (рядок 12). Зауважимо, що можливі шляхи керування від кожного вузла переадресації призначені для будь-якого контролера в мережі, з яким він може бути пов'язаний відповідно до максимально допустимої межі затримки (L_b), що розглядається для керуючих шляхів. Шлях, обраний на цьому кроці, точно визначає контролер для кожної переадресації вузол, який зберігається в O (рядок 14). Використовуючи цю асоціацію комутатор-контролер, алгоритм виконує другий внутрішній цикл для визначення тепер шляхів керування від кожного контролера до пов'язаних з ним комутаторів (рядок 16). Потім два цикли, що залишилися, використовуються для пошуку решти необхідних шляхів керування (наприклад, контролер до контролера в рядку 19) та шляхів даних (рядок 22). У чотирьох випадках вибір шляхів здійснюється за допомогою методу PathSelector.

Після того, як всі необхідні шляхи обчислені, використовується процес перевірки для оцінки придатності поточної конфігурації шляхів у рядку 24. Тобто алгоритм порівнює кількість посилань, необхідних поточною ітерацією, зі значеннями, що зберігаються в глобальних змінних. Якщо знайдено меншу кількість посилань, оновлюються глобальні змінні. Таким чином, найкращі значення, досягнуті після врахування всіх керуючих шляхів вузла n , повертаються алгоритмом.

Навпаки, якщо після аналізу всіх керуючих шляхів вузла n , алгоритм все ще не може знайти можливу конфігурацію шляхів для маршрутизації всіх потоків трафіку керуючої площини та площини даних, головний цикл повторює цей процес для наступного вузла, що зберігається в L . Це робиться до тих пір, поки не буде знайдено рішення або поки не будуть проаналізовані всі вузли пересилання, тобто коли алгоритм ламається без рішення. Зауважимо, що останній варіант має місце, коли при розміщенні контролера не вдалося знайти допустиму конфігурацію для об'єднання контролер-комутатор або коли мережа не має

достатньої потужності для задоволення вимог попиту при встановлених обмеженнях.

Як було сказано раніше, вибір шляхів здійснюється методом PathSelector, описаним в Алгоритмі 2. Ця функція використовується для вибору для пари вузлів (a, b) найкращого допустимого маршруту між ними, позначеного в алгоритмі як SeP , з точки зору мінімізації кількості активних ланок в мережі. При першому виклику цієї функції, тобто для визначення шляху між кожним вузлом переадресації та одним контролером, враховується кількість вузлів переадресації, вже пов'язаних з контролером (рядки з 4 по 8). Таким чином, навантаження контролера, з точки зору керованих вузлів експедирації, залишається збалансованим.

Для кожного допустимого шляху в рядку 9 обчислюється кількість необхідних додаткових ланок. Ця величина використовується для порівняння поточного маршруту з попередніми і в разі поліпшення (тобто потрібно менше додаткових зв'язків) зберігається новий потенційний розв'язок (рядок 13). Крім того, шлях може бути обраний тільки в тому випадку, якщо він має достатню пропускну здатність для маршрутизації обсягу попиту, в рамках розглянутого обмеження MLU.

Нарешті, якщо шляхів знайти не вдалося, алгоритм переходить на інший керуючий шлях вузла n для нової ітерації. Крім того, алгоритм повертає вибраний шлях і оновлює розглянуті змінні значеннями, що відповідають встановленню цього нового маршруту.

Algorithm 2 PathSelector (a, b, Admissible_Paths)

Algorithm 2 PATHSELECTOR(*a, b, Admissible_Paths*)

```

1:  $B \leftarrow \infty$ 
2:  $ScP \leftarrow None$ 
3: for  $p \in Admissible\_Paths$  do
4:   if  $b = None$  then
5:     if  $p$  is related to an already loaded controller then
6:       continue
7:     end if
8:   end if
9:    $off \leftarrow$  number of links in  $p$  that are not in  $X'$ 
10:  if  $off \leq B$  then
11:    if  $p$  has sufficient bandwidth then
12:       $B \leftarrow off$ 
13:       $ScP \leftarrow p$ 
14:    end if
15:  end if
16: end for
17: if  $ScP = None$  then
18:   continue to evaluate next  $p \in P_c[n]$ 
19: end if
20: Update  $P', X', Y', U'$  by routing  $ScP$ 

```

2.2.2 Енергозберігаюче розташування одного контролера SDN

На додаток до використовуваного планування маршрутів, на енергозбереження в мережі також впливає вибір місця розташування контролера. Таким чином, на основі запропонованого енергоорієнтованого підходу до маршрутизації, в даному підрозділі досліджується проблема розташування контролера. Цей аналіз спрямований на визначення найкращих вузлів мережі, де розмістити контролери та забезпечити мінімальне енергоспоживання. Зокрема, було оцінено енергозбереження для всіх можливих місць розташування контролерів і обрано той, який має максимальне значення, як розміщення контролера.

Незважаючи на те, що досягається максимальна економія енергії, якщо розмір мережі великий, ретельний пошук серед усіх місць стає складним завданням.

Тому в Алгоритмі 3 представлено простий евристичний підхід, який скорочує пошук простору для знаходження енергозалежного розташування контролера, враховуючи кількість сусідніх вузлів та зв'язків між ними. Оскільки наша модель встановлює, що зв'язок у площині даних не може бути маршрутизований через мережевий контролер, місця з сусідами, безпосередньо пов'язаними між ними, потребують меншої кількості посилянь для задоволення потреб у даних та контролі трафіку.

Алгоритм 3 Розташування контролера

Algorithm 3 CONTROLLER LOCATION

Require: $G = (V, E)$ network graph, $|C|$ number of controllers

Ensure: Controllers placement (C)

```

1:  $Search\_Space \leftarrow NULL$ 
2:  $N_v \leftarrow$  Set of neighbors of node  $v \in V$ 
3:  $A \leftarrow$  Sorted list of nodes in ascending order of  $|N_v|$ 
4:  $h \leftarrow 0$  ▷ number of hops
5: while  $|Search\_Space| < |C|$  do
6:    $neigh \leftarrow \infty$  ▷ number of neighbors
7:   for  $v \in A \setminus Search\_Space$  do
8:     for  $i, j \in Combinations(N_v, 2)$  do
9:       if  $i, j$  are connected through  $h$  hops and  $|N_v| \leq neigh$  then
10:        Add  $v$  to  $Search\_Space$ 
11:         $neigh \leftarrow |N_v|$ 
12:      end if
13:    end for
14:  end for
15:  increment  $h$ 
16: end while
17:  $ES \leftarrow 0$ 
18: for  $c \in Combinations(Search\_Space, |C|)$  do
19:    $ES' \leftarrow ENERGY-AWARE\ ROUTING(C = c)$ 
20:   if  $ES' > ES$  then
21:     $C \leftarrow c$ 
22:   end if
23: end for

```

Грунтуючись на цьому аналізі та беручи на вхідні дані мережевий графік разом із кількістю контролерів, що розміщуються, алгоритм спочатку визначає множину сусідів N_v для кожного вузла $v \in V$, яка використовується для створення списку вузлів A , відсортованих у порядку ступенів зростання вузлів

(рядки 2 та 3). Потім змінна h ініціалізується до мінімального значення, яке використовується для позначення значень переходів між сусідами, які будуть поступово враховуватися під час роботи алгоритму. Після виконання цього підготовчого етапу алгоритм запускає цикл `while`, який має на меті переконатися, що скорочений список можливих місць розташування (`Search_Space`) має достатню кількість елементів для розміщення всіх необхідних контролерів. У середині цього циклу тимчасова змінна `neigh`, яка використовується для зберігання мінімального значення сусідів, знайдених для заданого значення h , ініціалізується максимальним значенням (рядок 6).

На наступних кроках алгоритм перебирає впорядкований список A , оцінюючи кожен вузол мережі, який ще не був виділений у наборі рішень-кандидатів (рядок 7). Зокрема, кожен вузол $v \in A$, алгоритм потім перебирає всі комбінації двох вузлів, які можуть бути витягнуті з множини сусідів N_v (лінія 8).

Використовуючи цю комбінацію, він визначає, які вузли з сусідами, з'єднані через задану кількість переходів h (без урахування з'єднань через v) і одночасно вибирає ті, які також мають мінімум $|N_v|$. Таким чином, місця з сусідами, з'єднаними між ними, безпосередньо або через найменшу кількість проміжних елементів і з меншою кількістю сусідніх вузлів (тобто $|N_v|$), зберігаються у списку `Search_Space` (рядок 10). Якщо для розміщення потрібних контролерів все ще потрібно більше місць, значення h збільшується і описаний раніше процес повторюється.

Якщо довжина зменшеного простору пошуку буде принаймні такою ж, як $|Z|$, друга частина алгоритму попередньо сформована (рядки з 17 по 23). Використовуючи список вузлів, що зберігаються в `Search_Space`, алгоритм буде рішення-кандидати, об'єднуючи вибрані вузли відповідно до кількості необхідних розташувань контролерів (рядок 18). Для кожного з цих можливих рішень алгоритм визначає необхідну кількість зв'язків, використовуючи запропоновану енергозберігаючу маршрутизацію (алгоритм 1). Тоді вибирається той, який має більшу економію енергії, як найбільш зручне розташування контролерів.

2.3 Аналіз складності

Обчислювальна складність енергозалежної маршрутизації, представлена в алгоритмі 1, визначається її головним циклом. У гіршому випадку цей цикл while буде виконаний S разів, що є S числом вузлів пересилання. Однак слід підкреслити, що як наслідок ітерації по впорядкованому списку, в більшості випадків алгоритм здатний знайти рішення після аналізу тільки першого вузла в L і крайній випадок виконання S разів буде досить рідкісним. У середині цього циклу ітераційний процес і пов'язана з ним складність безпосередньо пов'язані з кількістю з'єднань, що встановлюються (тобто K), які розглядаються уздовж внутрішніх циклів, і складністю, введеною методом PathSelector. Враховуючи, що в алгоритмі 2 виконується пошук, складність методу PathSelector може бути задана як $O(M)$, де M позначає максимальну кількість допустимих маршрутів, обчислених цією функцією. Будь ласка, зверніть увагу, що M не може бути знайдений заздалегідь, оскільки він буде залежати від декількох факторів, таких як топологія мережі, кількість і розташування контролерів, а також максимально допустима межа затримки (Lb). Тому на його основі слід формулювати загальну складність алгоритму. Отже, найгірша складність під час виконання алгоритму 1 може бути виражена як $O(SK M^2)$.

Що стосується енергозалежного розташування контролера, то складність першої частини алгоритму 3 (тобто генерація пошуку скороченого простору) сильно залежить від топології мережі, що розглядається. Розглядаючи N як мінімальне число переходів між сусідніми для принаймні C вузлів, що є C кількістю необхідних контролерів, і припускаючи, що сценарій повної сіті є найгіршим випадком для комбінацій двох вузлів з множини сусідів, цей крок має верхню межу складності $O(NV^3)$, де V позначає кількість вузлів мережі. Враховуючи, що генерація всіх комбінацій r елементів зі списку розміру n займає $O(nr)$, друга частина Алгоритму 3 має складність $O(nrSK M^2)$, де r та n позначають необхідну кількість контролерів та кількість вузлів у Search_Простір відповідно. Таким чином, загальна складність алгоритму може бути визначена як $O(NV^3 + nrSK M^2)$.

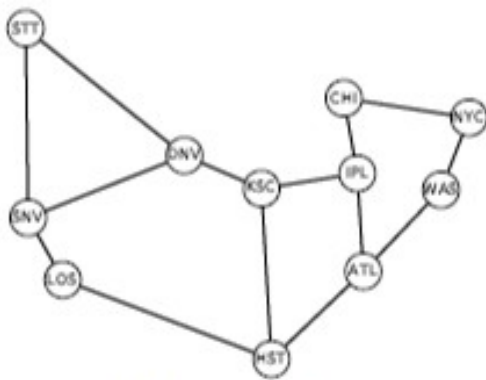
3 МОДЕЛЮВАННЯ ТА РЕЗУЛЬТАТИ

У цьому розділі описано оцінку представленого підходу до енергоорієнтованої маршрутизації та проаналізовано отримані результати. Було використано розв'язувач лінійного програмування Gurobi Optimizer для оцінки продуктивності моделей ILP, а евристичні алгоритми були розроблені з використанням Python як мови програмування. Всі обчислення проводилися на комп'ютері, оснащеному процесором Intel Core i7 з тактовою частотою 3,30 ГГц і 16 ГБ оперативної пам'яті.

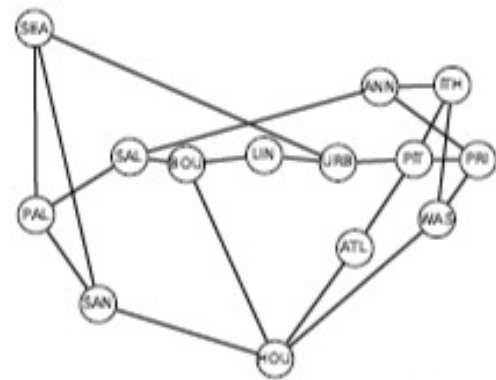
Було проведено моделювання, використовуючи реальні топології мережі, зібрані з SNDlib, розглядаючи кожен маршрутизатор у мережі як вузол SDN або як можливе розміщення контролера. Графіки топології, що розглядаються в цьому розділі, показані на рис. 3.1.

Для розглянутих топологій матриці трафіку були отримані зі спеціальних файлів. Ці файли містять запити на спрямований трафік даних між різними парами джерела/призначення розглянутих мережевих сценаріїв. Щоб ввести наявність трафіку площини управління, для кожної топології мережі було замінено вимоги до трафіку даних від/до вузла(ів), що виступають у кожному екземплярі як контролер(и), на розглянуту швидкість керуючого трафіку, яка зафіксована до 1,7 Мбіт/с. У разі припущення декількох контролерів, одна і та ж операція виконується між кожною парою вузлів, що використовуються в якості контролерів.

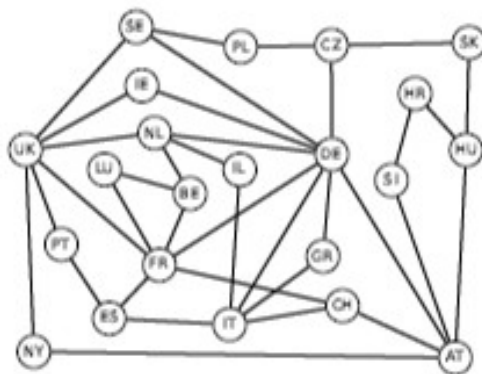
Оскільки топології, використані в даних експериментах, є магістральними мережами, для простоти і без втрати загальності, було вирішено обчислити затримку зв'язку як затримку поширення. Енергозбереження було розраховано як кількість посилок у сплячому режимі на загальну кількість мережевих посилок. Загалом результати, зібрані в цьому розділі, отримані без блокування, тобто всі вимоги вхідного трафіку розподілено для різних розглянутих підходів.



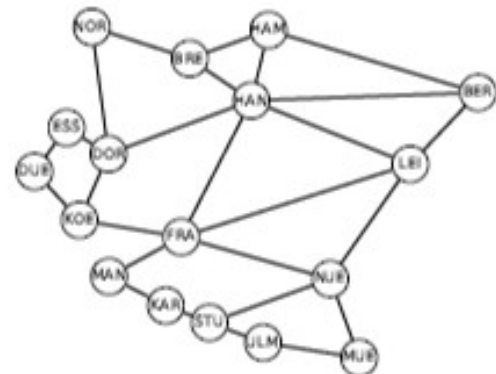
(a) Топологія Abilene



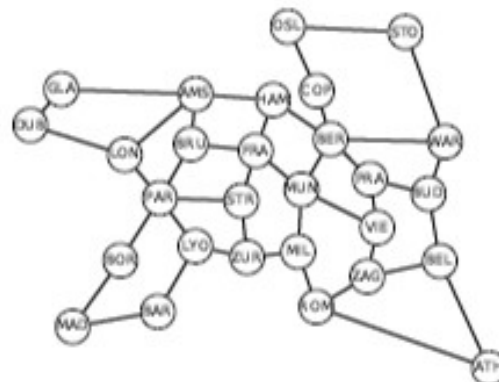
(b) Топологія Nobel-US



(c) Топологія Geant



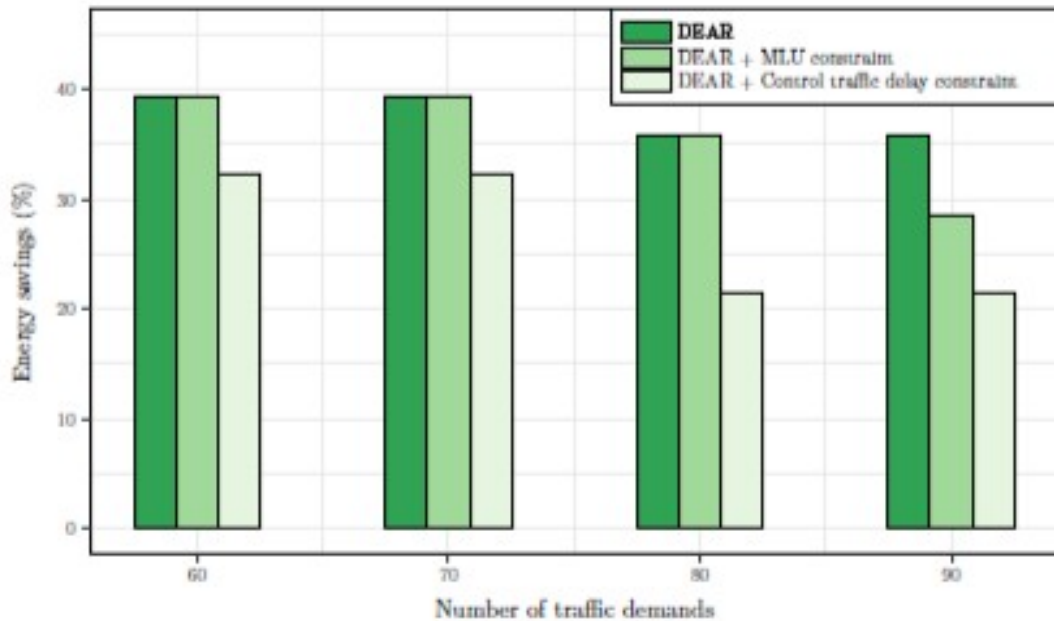
(d) Топологія Nobel-Germany



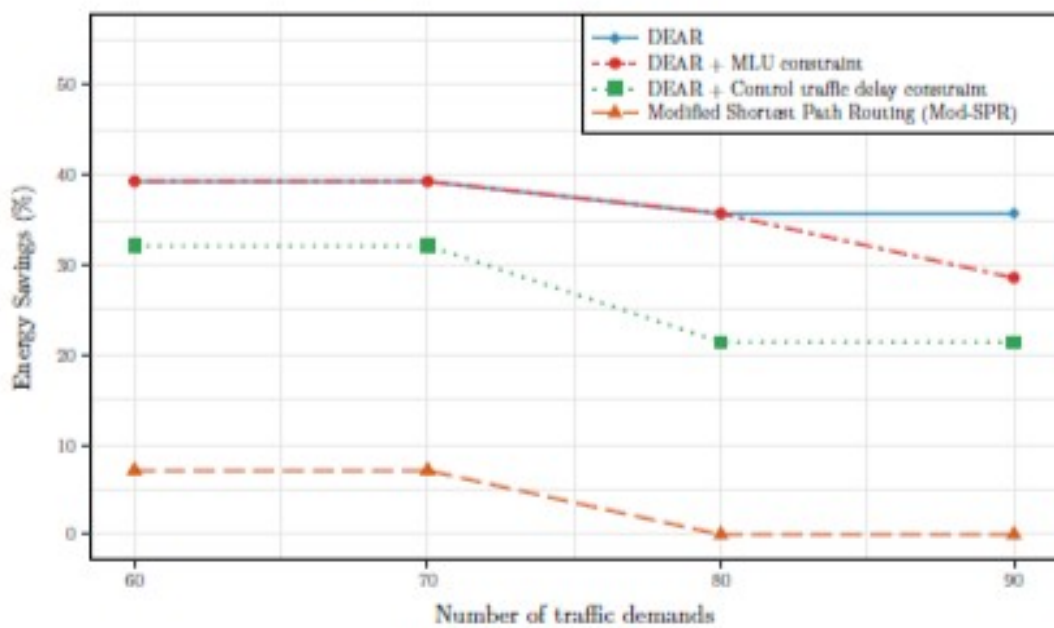
(e) Топологія Nobel-EU

Рису

нок 3.1 - Топології мереж, що використовуються в моделюванні



(a) Percentage of shutdown links.



(b) DEAR vs. SPR.

Рисунок 3.2 - Продуктивність DEAR в топології Abilene з двома доменами

3.1 Продуктивність DEAR

Оцінка DEAR в топології Abilene (11 вузлів, 28 зв'язків) показана на рис. 3.2 для випадку наявності двох доменів контролерів. На рисунку також включені дві інші версії алгоритму з додатковими обмеженнями (тобто MLU і керуючі

обмеження затримки руху). Було використано підмножину доступних в Інтернеті матриць трафіку.

Беручи до уваги географічний розподіл вузлів в топології Abilene, показаної на рис. 3.1 (а), можна зробити припущення, що два домени розділені між Х'юстоном (HST) і Канзас-Сіті (KSC), які, таким чином, є прикордонними вузлами. Потім централізований контролер розміщується в кожній області, використовуючи енергозберігаюче розташування контролера, описане в алгоритмі 3. Як наслідок, у західному домені контролер розміщується в Сієтлі (STT), тоді як Індіанаполіс (IPL) є місцем розташування контролера для східного домену.

Результати показують, що DEAR може заощадити майже до 40% споживання енергії при низькому трафіку. Як і очікувалося, більш обмежувальні обмеження означатимуть меншу економію енергії. Це пов'язано з тим, що для того, щоб відповідати новим вимогам до продуктивності, в оптимізації може бути розглянуто меншу кількість альтернативних шляхів. Тому це буде компромісом, яким буде управляти відповідно до основних цілей кожного впровадження.

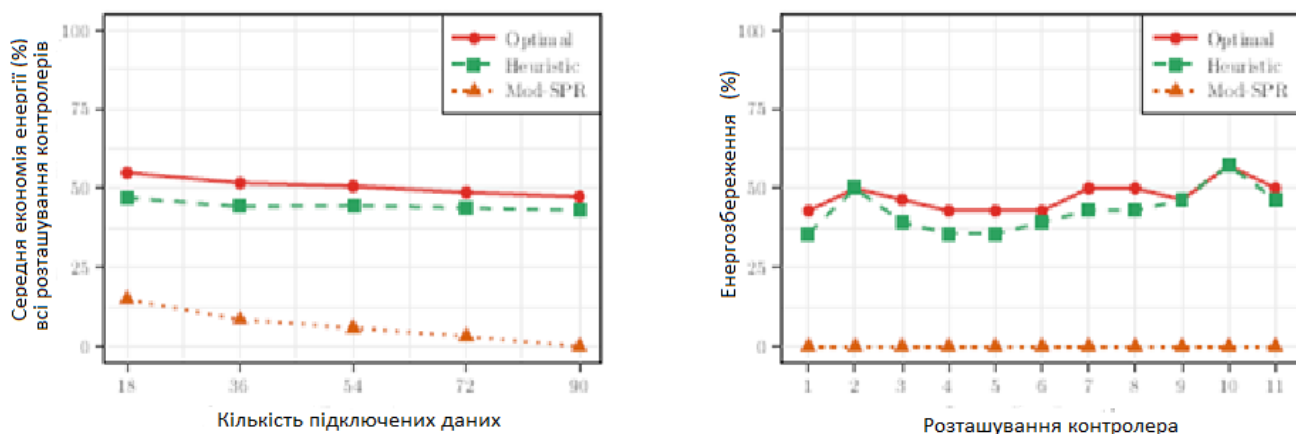
Щоб отримати уявлення про показники енергозбереження, досягнуті представленим підходом, було додано аналіз використання модифікованої маршрутизації найкоротшого шляху (Mod-SPR). Mod-SPR можна розглядати як алгоритм SPR за замовчуванням для SDN з внутрішньосмуговим керуючим трафіком, де трафік площини даних не може бути маршрутизований через будь-який контролер. Було використано Mod-SPR як справедливе порівняння в нашій оцінці, оскільки немає досліджень, що розглядають енергозбереження за допомогою внутрішньосмугового керуючого трафіку в SDN відповідно до поведінки маршрутизації, представленої в даній пропозиції.

Крім того, у всіх випадках представлений розподілений підхід до маршрутизації з урахуванням енергоспоживання перевершує Mod-SPR з точки зору енергозбереження. Загалом, DEAR досягає значної економії енергії, але більші покращення порівняно з Mod-SPR досягаються зі зростанням трафіку.

3.2 Оптимальні та евристичні рішення

Для оцінки продуктивності представлених евристичних алгоритмів в порівнянні з оптимальними рішеннями, досягнутими моделями ILP, було розглянуто випадок одного централізованого контролера. Для цього, крім топології Abilene, було включено в цей аналіз топологію Nobel-US (14 вузлів, 42 зв'язки) з її матрицею трафіку за замовчуванням.

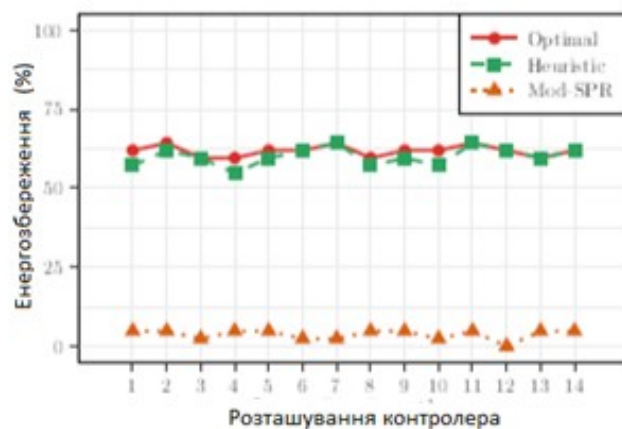
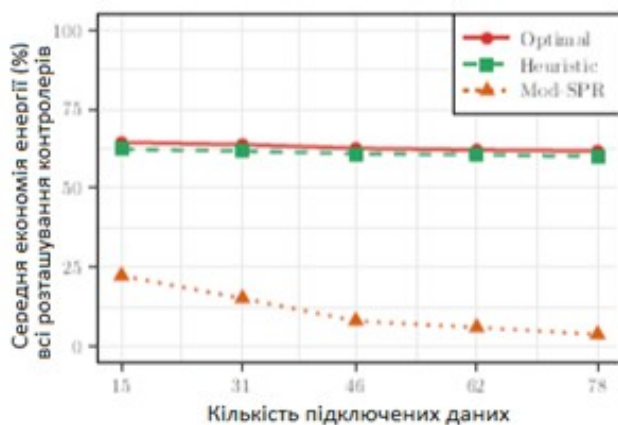
Рис. 3.3 і рис. 3.4 показує економію енергії, досягнутою моделями маршрутизації в топологіях Abilene і Nobel-US відповідно, варіюючи: а) величину навантаження трафіку даних і б) розташування контролера. У першому випадку показані середні значення енергозбереження, обчислені після запуску запропонованих рішень з урахуванням кожного вузла мережі в якості контролера (наприклад, було проведено 11 симуляцій в Abilene і 14 в Nobel-US). Для другого випадку зафіксовано кількість вхідних з'єднань передачі даних до максимального наданого значення (тобто 90 потреб у трафіку даних для Abilene і 78 для Nobel-US).



(а) Зміна обсягу навантаження на трафік даних

(б) Варіювання розташування контролера

Рисунок 3.3 - Порівняння енергозбереження між оптимальною, евристичною та Mod-SPR моделями для одного мережевого контролера в топології Abilene



(a) Зміна обсягу навантаження на трафік даних

(b) Варіювання розташування контролера

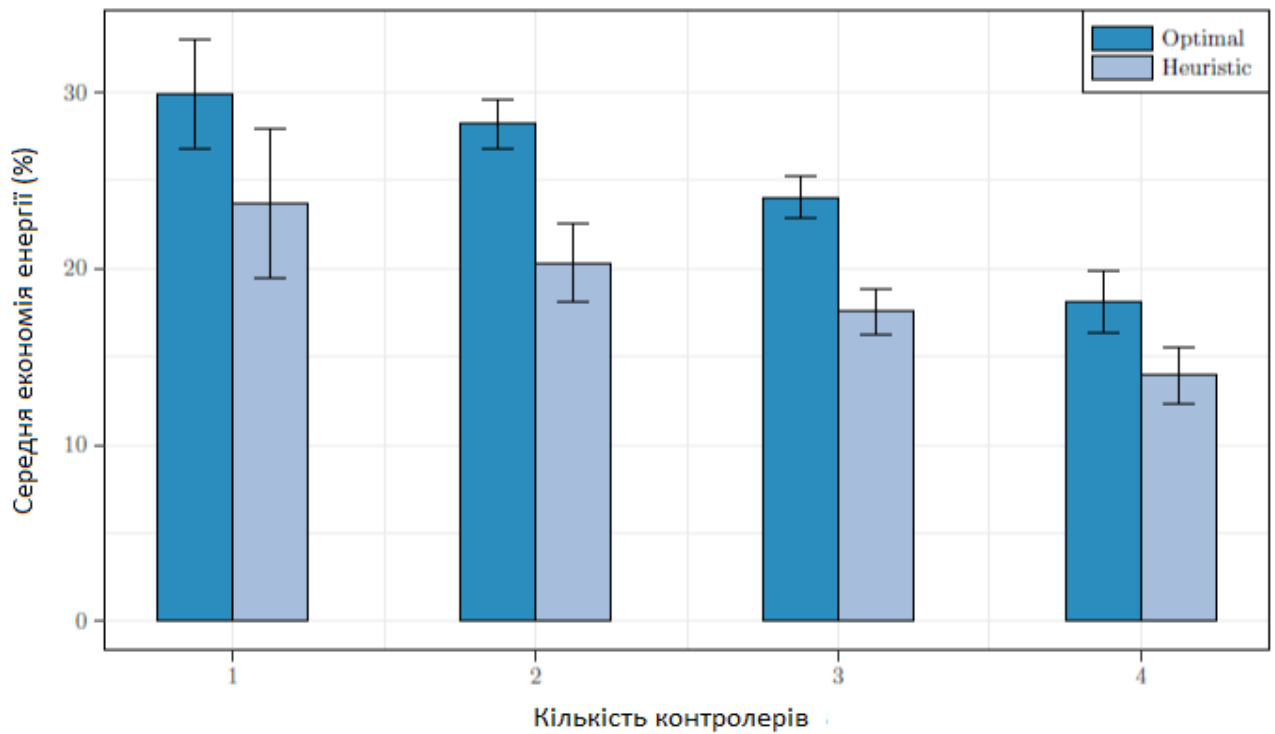
Рисунок 3.4 - Порівняння енергозбереження між оптимальною, евристичною та моделлю Mod-SPR для одного мережевого контролера в топології Nobel-US

В обох мережах наш енергоорієнтований підхід до маршрутизації перевершує Mod-SPR з точки зору енергозбереження. Крім того, для випадку тільки одного мережевого контролера евристичний алгоритм забезпечує близьку до оптимальної середню економію енергії з різницею менше 8%.

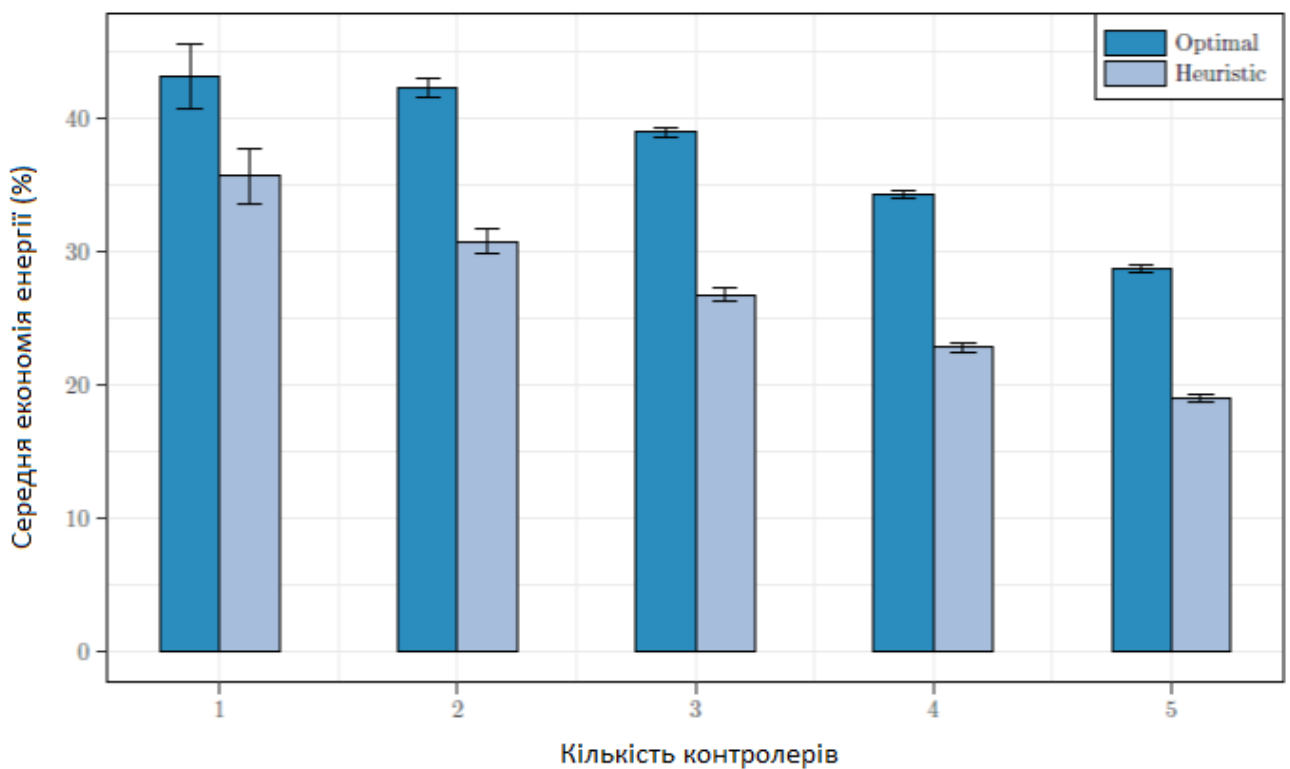
Як і очікувалося, на рис. 3.3 (a) і рис. 3.4 (a) економія енергії зменшується, а кількість потоків даних зростає, оскільки необхідно прокладати нові шляхи. Вплив розміщення контролера на споживану потужність розкрито на рис. 3.3 (b) і рис. 3.4 (b). Загалом результати були визначені з 95% довірчим інтервалом, що не перевищує 5% від зазначених середніх значень.

Тепер поширимо аналіз на випадок декількох логічно централізованих контролерів. Для цього в обох мережах розглядаємо всі можливі варіанти розміщення контролерів (тобто за якими можна знайти можливі рішення) і обчислюємо середню економію енергії для різної кількості контролерів.

На рис. 3.5 наведені середні значення енергозбереження та отримані довірчі інтервали для 95% рівня довіри. По суті, середня економія енергії, досягнута оптимізаційною моделлю, становить до 30% і 43% відповідно в топології Abilene і Nobel-US. Крім того, евристичний алгоритм дозволяє отримати енергозбереження, близьке до оптимального, у всіх випадках з різницею менше 13%.



(a) Середнє значення зв'язків відключення в топології Abilene



(b) Середнє значення зв'язків відключення в топології Nobel-US

Рисунок 3.5 - Порівняння середнього енергозбереження між оптимальним та евристичним рішеннями для різної кількості контролерів

Як показано, економія електроенергії зменшується, а кількість контролерів зростає. Така поведінка є очікуваною, враховуючи, що при наближенні трафік площини даних не може бути спрямований через мережеві контролери. Тому зі збільшенням кількості мережевих контролерів збільшується кількість зв'язків, що використовуються для маршруту управління трафіком, не може бути використаний для зв'язку в площині даних (тобто зв'язки, безпосередньо підключені до контролерів).

Таблиця 3.1 - Середній час виконання (s) для різних чисел контролерів на реальних топологіях

Топологія	$ C $	Моделювання	Оптимальний	Евристичний
Abilene	1	11	0.6351166	0.02545899
	2	39	0.5631809	0.03049248
	3	60	0.4893286	0.03668678
	4	41	0.4268516	0.04307767
Nobel-US	1	14	8.068126	0.1452133
	2	89	6.307062	0.1227532
	3	318	4.995122	0.1465722
	4	711	4.150009	0.1727835
	5	927	3.445598	0.2240748
Geant	1	22	3446.204	305.5014
	2	217	2616.54	53.60402

У таблиці 3.1 наведено середні терміни виконання, необхідні для оптимальної моделі та евристичного алгоритму в трьох топологіях мережі, розглянутих у експериментальному моделюванні. Кількість проведених симуляцій у кожному випадку також вказана в таблиці для різних топологій. Хоча у всіх випадках евристичний алгоритм кращий за часом обчислень, коли кількість вузлів

і зв'язків невелика, як у топологіях Abilene і Nobel-US, різниця між обома підходами невелика. Однак зі зростанням розміру мережі, як і в топології Geant (22 вузли, 72 ланки), час обробки різко збільшується. Наприклад, у цій топології моделі ILP може знадобитися більше 3000 с, щоб знайти розв'язок, тоді як для евристичного алгоритму вона становить майже менше 300 с, тобто на один порядок покращення.

Для топології Geant показано лише випадок наявності одного і двох контролерів, оскільки за цією межею час збіжності розв'язання точної моделі з урахуванням усіх можливих комбінацій вузлів як розміщення контролерів став нездійсненним. Це пов'язано з тим, що, хоча час обчислень зменшується зі збільшенням числа контролерів, кількість можливих комбінацій значно збільшується (тобто 1273 моделювання для $|C| = 3$, 4977 симуляцій для $|C| = 4$ та 13757 моделювання для $|C| = 5$).

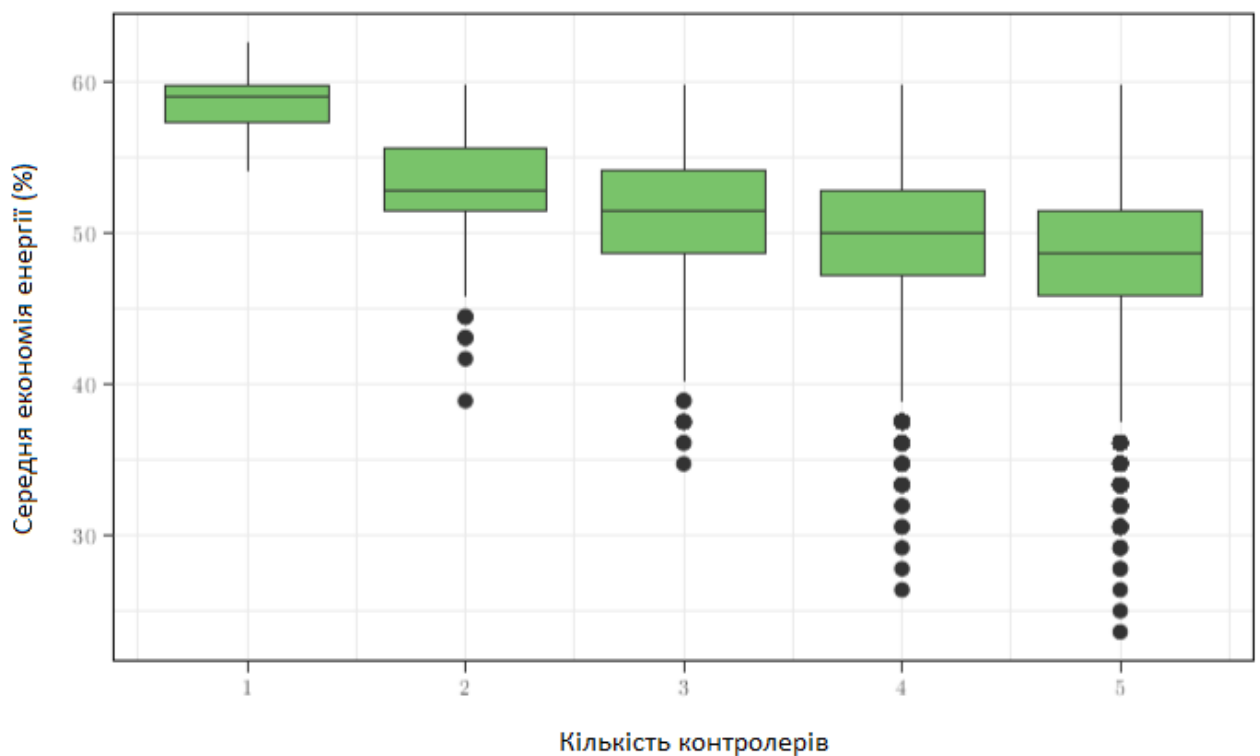


Рисунок 3.6 - Середнє енергозбереження в топології Geant при зміні числа контролерів

3.3 Продуктивність у великомасштабних топологіях

У зв'язку з обчислювальною складністю точної моделі, показаної вище, в мережах, подібних або більших за розміром, ніж Geant, було використано евристичний алгоритм для перевірки енергоефективності в цій топології з урахуванням підмножини доступних в Інтернеті матриць трафіку. Середній потенціал енергозбереження Geant для різної кількості контролерів показаний на рис. 3.6.

Цей показник дозволяє проаналізувати досягнутий рівень енергозбереження, а також їх розподільні характеристики для різної кількості контролерів. Зауважимо, що коли кількість контролерів становить від 2 до 5, значення економії енергії приблизно врівноважуються в районі 50%. Однак, зі збільшенням кількості контролерів у мережі, варіацій та викидів значно більше. Як зазначалося раніше, максимальна економія енергії досягається при наявності в мережі одного контролера.

У цій мережі досягається більш висока економія енергії, ніж в топологіях Abilene і Nobel-US. Причина цього полягає в тому, що Geant має більшу надмірність каналів, тому можна розглянути більшу кількість альтернативних шляхів між кожною парою вузлів, щоб зменшити кількість каналів, що використовуються в мережі.

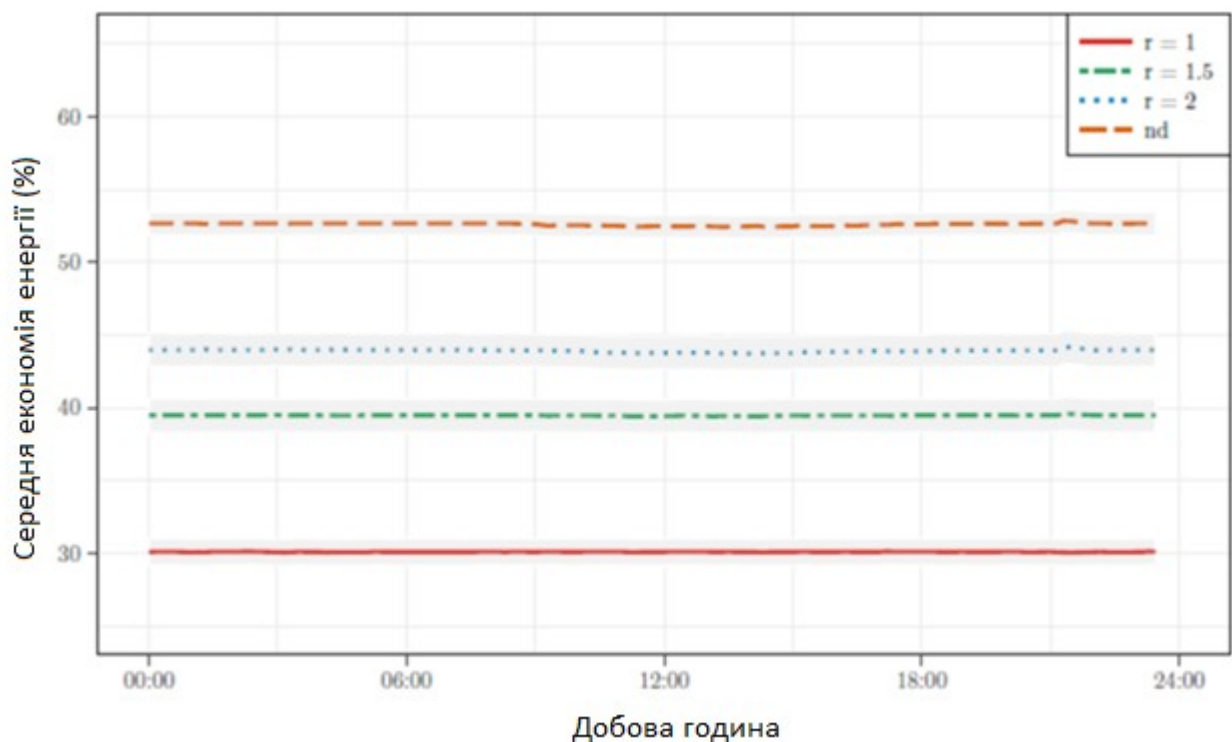


Рисунок 3.7 - Середнє енергозбереження в топології Geant з двома контролерами протягом доби, що змінюють межу затримки шляхів керування.

3.4 Вплив межі затримки шляхів керування

До цього було розглянуто затримку шляхів керування, обмежену діаметром мережі, але тепер аналізуємо, як це обмеження впливає на енергоефективність. Для цього було використано щоденний набір матриць трафіку, вимірний кожні 15 хвилин. Потім було запущено алгоритм з інтервалом кожні 15 хвилин і зібрано економію енергії для різних значень обмеження затримки шляхів управління (L_b). У цьому було встановлено 100 кількість симуляцій, проведених на кожному 15-хвилинному інтервалі протягом цього денного періоду, кожна з яких розглядала різне розташування двох контролерів у топології Geant. Було використано позначення r для позначення відношення між L_b і найкоротшою затримкою поширення шляху для кожної керуючої пари вузлів.

На рис. 3.7 показано середню економію електроенергії при використанні діаметра мережі (nd) як затримки, пов'язаної з трьома більш обмежувальними можливостями ($r = 1, 1.5$ і 2). Наприклад, $r = 2$ означає, що затримка кожного керуючого шляху щонайбільше вдвічі більша, ніж найкоротшого шляху. Крім того, включені смуги похибок, що відображають 95% довірчий інтервал отриманих результатів. Оскільки трафік, пропонований для топології Geant, майже постійний протягом дня, описана економія енергії має дуже незначні варіації. Як і очікувалося, менше енергії економиться, коли використовуємо лише найкоротші шляхи (тобто $r = 1$) для маршрутизації керуючих повідомлень, але навіть у цьому випадку можна досягти економії енергії на рівні 30%. Цей результат показує, що представлений у роботі підхід дозволяє значно економити електроенергію, не погіршуючи затримку трафіку площини управління.

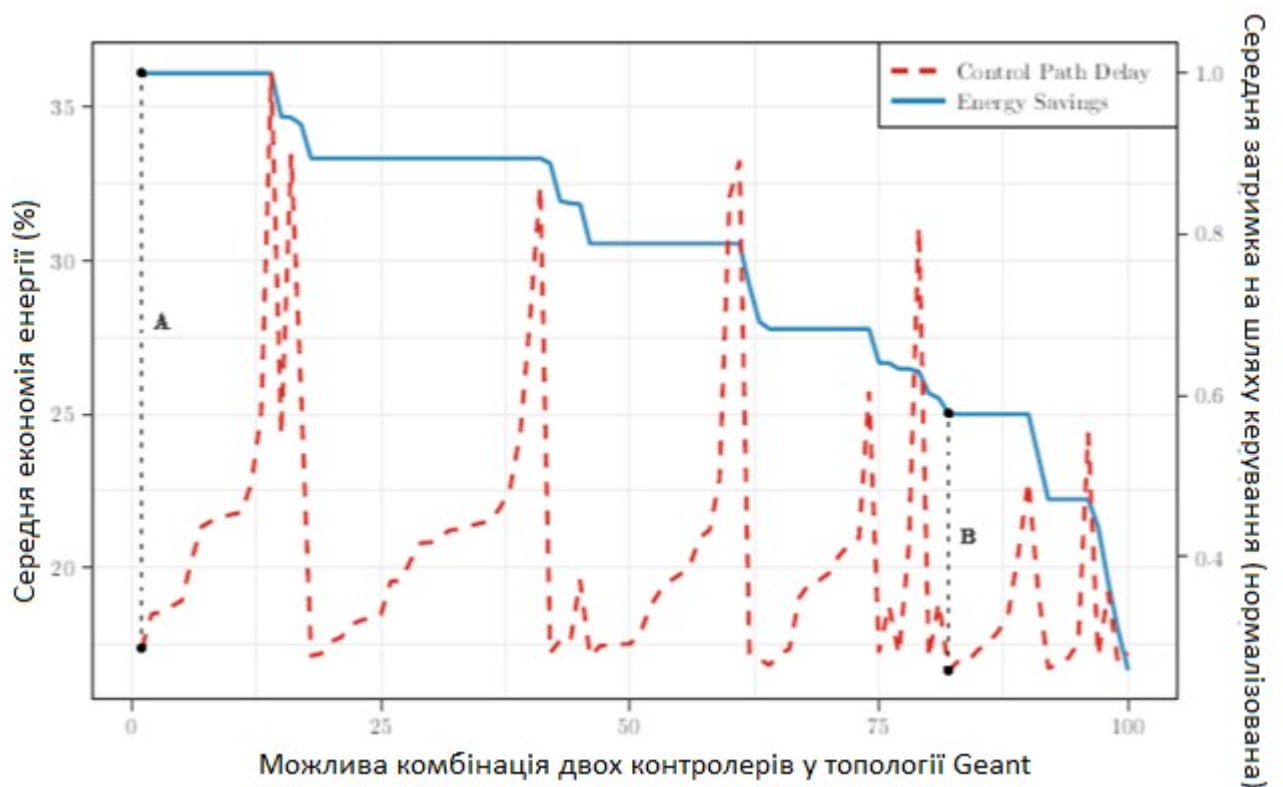


Рисунок 3.8 - Середня затримка енергозбереження та середніх шляхів керування в топології Geant для різних розміщень контролерів

3.5 Вплив розміщення контролерів

Розміщення контролерів, що є ключовим питанням у SDN, також має прямий вплив на енергоефективність, яка може бути досягнута в топологіях мережі. Щоб краще зрозуміти цю поведінку, було використано попередні 100 симуляцій для різних розміщень двох контролерів у топології Geant, коли $r = 1$.

На Рис. 3.8 показано, при різних розміщеннях контролерів, економію енергії разом з середньою затримкою шляху керування (нормалізована до максимального значення одиниці). Вісь X перераховує 100 можливих місць розташування двох контролерів, розглянутих у нашому моделюванні. Індекс цієї осі відповідає порядку убутання енергозбереження. Перша пара контролерів, підкреслена зліва на рисунку (з буквою А), представляє найкращу продуктивність з точки зору обох показників для розглянутої вибірки. Цей пункт відповідає вибору Великобританії та Чехії в якості розміщення контролерів. Ми можемо спостерігати невелику різницю в термінах середньої затримки між цією точкою і точкою, що позначається як В, що в цій підмножині можливих розміщень контролерів досягає мінімальної середньої затримки керуючих шляхів. Однак середня економія енергії може змінюватися більш ніж на 10% між обома точками.

Незважаючи на те, що енергозбереження та затримка шляхів керування можна розглядати як протилежні цілі оптимізації, це рішення дозволяє знизити енергоспоживання з незначними порушеннями затримки трафіку площини управління. Виходячи з такого підходу, контролери можуть бути розміщені стратегічно в мережі, розглядаючи ці два метрики як вимоги.

Таблиця 3.2 - Енергозбереження (%) для різних стратегій розміщення на реальних топологіях

Топології	Abilene	Nobel-US	Nobel-Germany	Geant	Nobel-EU
Вузли	11	14	17	22	28
Посилання	28	42	52	72	82
k-медіана	35.71	59.52	46.15	58.33	52.44
k-центр	35.71	54.76	51.92	59.72	52.44
Алгоритм 3	57.14	64.29	65.38	66.67	60.98
Ex_Search	57.14	64.29	65.38	66.67	62.20
Max_Improv	21.43	9.53	19.23	8.34	8.54

У таблиці 3.2 показані результати тестування енергоорієнтованого підходу до визначення місцезнаходження контролера (Алгоритм 3) для розміщення централізованого контролера для 5 різних топологій мережі. Для кожної мережі ми також розглянемо дві інші відомі стратегії розміщення контролерів, а саме k-медіану та k-центр, які визначають вузол, що мінімізує середню та максимальну затримку керування, відповідно, як розміщення контролера. Крім того, було включено вичерпний пошук серед усіх локацій (Ex_Search) для перевірки максимальної економії енергії, досягнутої в кожній топології за допомогою алгоритму енергоорієнтованої маршрутизації.

Чотири стратегії розміщення використовують енергосвідому маршрутизацію для встановлення даних і шляхів керування, що робить їх порівнянними моделями. Тому різниця між ними залежить лише від критерію вибору найкращого розміщення контролера. Було обчислено максимальне покращення (Max_Improv) як різницю між економією енергії, досягнутою нашим евристичним алгоритмом, і мінімальним значенням, досягнутим методами k-медіани або k-центру.

Як показано, у всіх випадках представлений у роботі евристичний підхід покращує енергозбереження, що досягається стратегіями k-медіани та k-центру, зі збільшенням близько 20% енергозбереження в Abilene і Nobel-Germany. Крім

того, досягається максимальне енергозбереження практично у всіх топологіях, за винятком Nobel-EU, де максимальна економія енергії досягається при розміщенні контролера в Мюнхені або Брюсселі, місцях, які не мають найменшої кількості сусідніх вузлів. Тому ці місця не відображаються у списку `Search_Space`, сформованому нашим алгоритмом. Незважаючи на це, різниця становить менше 1,5%.

ВИСНОВКИ

У цій магістерській роботі було запропоновано кілька енергоефективних підходів до маршрутизації, що мінімізують кількість активних каналів, необхідних для маршрутизації зв'язку в площині управління та даних для великомасштабних SDN з внутрішньосмуговим трафіком керування. Запропоновані підходи включають різні реалізації площини управління в SDN, тобто один контролер, кілька доменів, керованих одним контролером, і кілька контролерів в рамках загальномережевої маршрутизації. В останньому розглядалися обмеження продуктивності, які мають вирішальне значення для коректної роботи SDN, такі як максимальне використання каналу, обмежена затримка трафіку в площині управління і баланс навантаження між контролерами. Щоб вирішити поставлену проблему, було сформульовано оптимізаційні моделі, які інтегрують конкретні вимоги до маршрутизації даних і контролюють трафік. У зв'язку зі складністю точних моделей у великомасштабних топологіях, в роботі було розроблено евристичні алгоритми, які покращують енергоспоживання в мережі з результатами, близькими до оптимальних відгуків, скорочуючи при цьому час обчислень. Крім того, було введено простий і ефективний алгоритм для пошуку найкращого розміщення контролера з точки зору енергозбереження.

Грунтуючись на експериментальному моделюванні з використанням реальних топологій і попиту на трафік, було доведено, що представлені енергоефективні підходи досягають значної економії енергії та перевершують SPR з помітними покращеннями. Крім того, результати показали, що евристичні алгоритми сходяться набагато швидше і можуть обробляти більші розміри мережі, для яких точна модель не може знайти рішення за розумний час. Крім того, доведено, що енергоспоживання залежить від конкретного місця розташування контролера, а запропонований алгоритм розміщення контролерів дає порівняно

хороші результати. Використовуючи цей підхід, для заданого попиту на трафік контролери можуть виконувати енергозалежну маршрутизацію та визначати інтерфейси каналів, які слід перевести в сплячий режим. Таким чином, може бути досягнута енергетична обізнана площина керування.

ПЕРЕЛІК ПОСИЛАНЬ

1. “Cisco Visual Networking Index: Forecast and Methodology, 2016–2021,” White Paper, Cisco, Sep. 2017. [Online]. Available: <https://www.cisco.com/c/en/us/solutions/collateral/service-provider/visual-networking-index-vni/complete-white-paper-c11-481360.html>
2. W. Van Heddeghem, S. Lambert, B. Lannoo, D. Colle, M. Pickavet, and P. Demeester, “Trends in Worldwide ICT Electricity Consumption from 2007 to 2012,” *Computer Communications*, vol. 50, pp. 64–76, 2014.
3. E. Gelenbe and Y. Caseau, “The Impact of Information Technology on Energy Consumption and Carbon Emissions,” *ACM Ubiquity*, pp. 1–15, Jun. 2015.
4. J. Shuja, R. W. Ahmad, A. Gani, A. I. Abdalla Ahmed, A. Siddiqua, K. Nisar, S. U. Khan, and A. Y. Zomaya, “Greening Emerging IT Technologies: Techniques and Practices,” *Journal of Internet Services and Applications*, vol. 8, no. 1, pp. 9:1–9:11, Jul. 2017.
5. X. Wang, A. V. Vasilakos, M. Chen, Y. Liu, and T. T. Kwon, “A Survey of Green Mobile Networks: Opportunities and Challenges,” *Mobile Networks and Applications*, vol. 17, no. 1, pp. 4–20, Feb. 2021.
6. B. Alena and G. Libor, “Green ICT Adoption Survey Focused on ICT Lifecycle from the Consumers Perspective (SMEs),” *Journal of Competitiveness*, vol. 4, no. 4, pp. 109–122, 2022.
7. M. Maksimovic, “Greening the future: Green Internet of Things (G-IoT) as a key technological enabler of sustainable development,” in *Internet of Things and Big Data Analytics Toward Next-Generation Intelligence*. Cham: Springer International Publishing, 2018, pp. 283–313.
8. Z. Andreopoulou, E. Stiakakis, and M. Vlachopoulou, “Green ICT Applications Towards the Achievement of Sustainable Development,” in *E-Innovation for*

Sustainable Development of Rural Resources During Global Economic Crisis. Hershey: IGI Global, 2018.

9. B. Lannoo, S. Lambert, W. Van Heddeghem, M. Pickavet, F. Kuipers, G. Koutitas, H. Niavis, A. Satsiou, M. Beck, A. Fischer et al., “Overview of ICT Energy Consumption (D8.1),” European Network of Excellence in Internet Science, EINS Consortium Report FP7–2888021, Feb. 2021.

10. B. Aebischer and L. M. Hilty, “The Energy Demand of ICT: A Historical Perspective and Current Methodological Challenges,” in *ICT Innovations for Sustainability*, ser. *Advances in Intelligent Systems and Computing*. Cham: Springer International Publishing, 2015, vol. 310, ch. 4, pp. 71–103.

11. “Digitalization & Energy,” International Energy Agency, Nov. 2017. [Online]. Available: <http://www.iea.org/publications/freepublications/publication/digitalization-and-energy.html>

12. P. Mahadevan, P. Sharma, S. Banerjee, and P. Ranganathan, “A Power Benchmarking Framework for Network Devices,” in *Proc. of the 8th IFIP-TC6 International Networking Conference (NETWORKING’09)*, 2019, pp. 795–808.

13. J. Chabarek, J. Sommers, P. Barford, C. Estan, D. Tsiang, and S. Wright, “Power Awareness in Network Design and Routing,” in *Proc. of the IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM’18)*, Apr. 2018, pp. 457–465.

14. M. Gupta and S. Singh, “Greening of the Internet,” in *Proc. of the Conference on Applications, Technologies, Architectures, and Protocols for Computer Communications (ACM SIGCOMM’18)*, 2018, pp. 19–26.

15. D. Kreutz, F. M. V. Ramos, P. E. Veríssimo, C. E. Rothenberg, S. Azodolmolky, and S. Uhlig, “Software-defined networking: A comprehensive survey,” *Proceedings of the IEEE*, vol. 103, no. 1, pp. 14–76, Jan 2015.

16. T. Bakhshi, “State of the Art and Recent Research Advances in Software Defined Networking,” *Wireless Communications and Mobile Computing*, Jan. 2017.

17. S. Sezer, S. Scott-Hayward, P. K. Chouhan, B. Fraser, D. Lake, J. Finnegan, N. Viljoen, M. Miller, and N. Rao, “Are We Ready for SDN? Implementation

Challenges for Software-Defined Networks,” *IEEE Communications Magazine*, vol. 51, no. 7, pp. 36–43, Jul. 2018.

18. W. Braun and M. Menth, “Software-Defined Networking Using OpenFlow: Protocols, Applications and Architectural Design Choices,” *Future Internet*, vol. 6, no. 2, pp. 302–336, 2018.

19. F. Bannour, S. Souihi, and A. Mellouk, “Distributed SDN Control: Survey, Taxonomy and Challenges,” *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 20, no. 1, pp. 333–354, Firstquarter 2018.

20. P. Berde, M. Gerola, J. Hart, Y. Higuchi, M. Kobayashi, T. Koide, B. Lantz, B. O’Connor, P. Radoslavov, W. Snow, and G. Parulkar, “ONOS: Towards an Open, Distributed SDN OS,” in *Proc. of the Third Workshop on Hot Topics in Software Defined Networking (HotSDN’17)*, 2017, pp. 1–6.

21. A. Kumar, S. Jain, U. Naik, A. Raghuraman, N. Kasinadhuni, E. C. Zermeno, C. S. Gunn, J. Ai, B. Carlin, M. Amarandei-Stavila, M. Robin, A. Siganporia, S. Stuart, and A. Vahdat, “BwE: Flexible, Hierarchical Bandwidth Allocation for WAN Distributed Computing,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 45, no. 4, pp. 1–14, Aug. 2018.

22. N. McKeown, T. Anderson, H. Balakrishnan, G. Parulkar, L. Peterson, J. Rexford, S. Shenker, and J. Turner, “OpenFlow: Enabling Innovation in Campus Networks,” *ACM SIGCOMM Computer Communication Review*, vol. 38, no. 2, pp. 69–74, 2018.

23. A. Lara, A. Kolasani, and B. Ramamurthy, “Network Innovation using OpenFlow: A Survey,” *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 16, no. 1, pp. 493–512, First 2017.

24. B. A. A. Nunes, M. Mendonca, X. N. Nguyen, K. Obraczka, and T. Turletti, “A Survey of Software-Defined Networking: Past, Present, and Future of Programmable Networks,” *IEEE Communications Surveys and Tutorials*, vol. 16, no. 3, pp. 1617–1634, Third 2020.

ДЕМОНСТРАЦІЙНІ МАТЕРІАЛИ

ДЕРЖАВНИЙ УНІВЕРСИТЕТ
ІНФОРМАЦІЙНО-КОМУНІКАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ
НАВЧАЛЬНО-НАУКОВИЙ ІНСТИТУТ ІНФОРМАЦІЙНИХ ТЕХНОЛОГІЙ

МАГІСТЕРСЬКА РОБОТА
**«ЕНЕРГОЗБЕРІГАЮЧІ МЕТОДИ
МАРШРУТИЗАЦІЇ ДЛЯ
ПРОГРАМНО-ВИЗНАЧЕНИХ
МЕРЕЖ»**

виконав студент: **Матвійчук О.М.**

керівник: **Лемешко А.В.**, доктор філософії, доцент

1

Мета магістерської роботи:

підвищення ефективності та
продуктивності функціонування
програмно-визначених мереж

Об'єкт дослідження:

енергозберігаючі методи маршрутизації

Предмет дослідження:

програмно-визначені мережі

2

Актуальність:

Актуальність теми "Енергозберігаючі методи маршрутизації для програмно-визначених мереж" обумовлена зростаючим попитом на програмно-визначені мережі (SDN) і необхідністю забезпечення їх ефективного функціонування. Одним з ключових аспектів ефективності SDN є енергозбереження, оскільки мережі вимагають значних енергетичних ресурсів для своєї роботи.

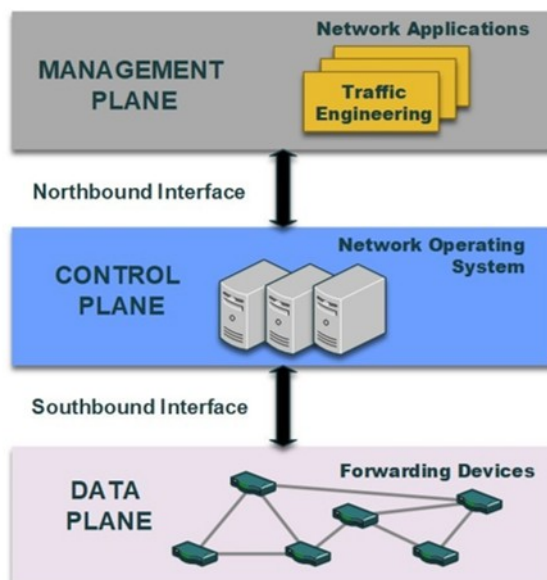
Застосування енергозберігаючих методів маршрутизації в програмно-визначених мережах може привести до зменшення енергоспоживання, зниження витрат на електроенергію та покращення загальної ефективності мережі. Це особливо актуально в контексті зростаючої кількості підключених пристроїв та збільшення обсягу передаваних даних.

Дослідження енергозберігаючих методів маршрутизації для програмно-визначених мереж має великий потенціал для покращення ефективності мереж та забезпечення сталого розвитку інформаційних технологій. Результати такого дослідження можуть бути використані в розробці нових алгоритмів маршрутизації та впровадженні енергозберігаючих рішень в реальних мережах.

Таким чином, актуальність даної теми полягає в необхідності розробки та впровадження енергозберігаючих методів маршрутизації для програмно-визначених мереж з метою забезпечення ефективного та сталого функціонування мереж та зменшення їх впливу на навколишнє середовище.

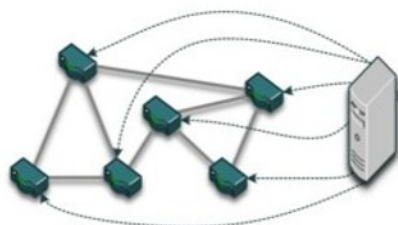
3

Архітектура SDN

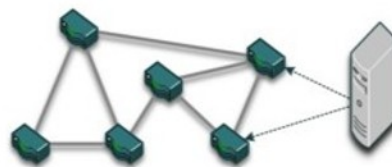


4

Режими сигналізації в SDN



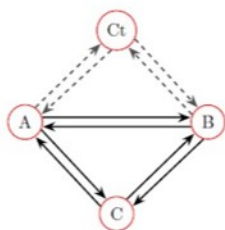
(a) Позасмугове керування



б) Керування в діапазоні

5

Базова схема моделі мережі з централізованим контролером

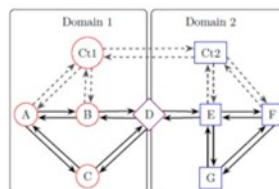


(a)

$$D = \begin{cases} A \leftrightarrow B, \\ B \leftrightarrow C, \\ C \leftrightarrow A \end{cases}$$

$$T = \begin{cases} Ct \leftrightarrow A, \\ Ct \leftrightarrow B, \\ Ct \leftrightarrow C \end{cases}$$

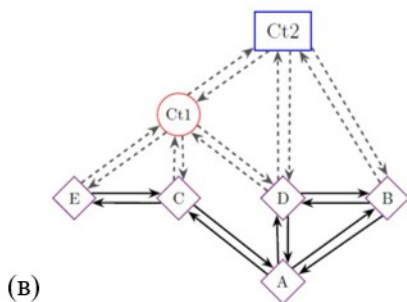
(б)



$$D_n = \begin{cases} A \leftrightarrow E, \\ A \leftrightarrow F, \\ A \leftrightarrow G, \\ B \leftrightarrow E, \\ B \leftrightarrow F, \\ B \leftrightarrow G, \\ C \leftrightarrow E, \\ C \leftrightarrow F, \\ C \leftrightarrow G \end{cases}$$

$$D_n = \begin{cases} \text{Domain 1} \\ \begin{cases} A \leftrightarrow B, \\ A \leftrightarrow C, \\ A \leftrightarrow D, \\ B \leftrightarrow C, \\ B \leftrightarrow D, \\ C \leftrightarrow D \end{cases} \\ D_n = \begin{cases} Ct1 \leftrightarrow A, \\ Ct1 \leftrightarrow B, \\ Ct1 \leftrightarrow C, \\ Ct1 \leftrightarrow D \end{cases} \end{cases}$$

$$D_n = \begin{cases} \text{Domain 2} \\ \begin{cases} E \leftrightarrow F, \\ E \leftrightarrow G, \\ E \leftrightarrow D, \\ F \leftrightarrow G, \\ F \leftrightarrow D, \\ G \leftrightarrow D \end{cases} \\ D_n = \begin{cases} Ct2 \leftrightarrow D, \\ Ct2 \leftrightarrow E, \\ Ct2 \leftrightarrow F, \\ Ct2 \leftrightarrow G \end{cases} \end{cases}$$



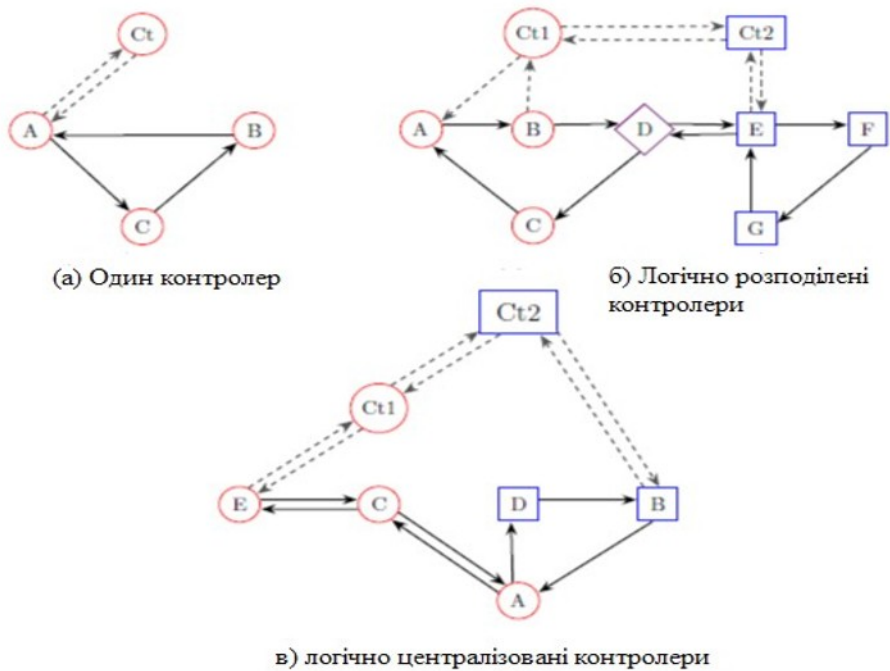
(B)

$$D = \begin{cases} A \leftrightarrow B, \\ A \leftrightarrow C, \\ A \leftrightarrow D, \\ A \leftrightarrow E, \\ B \leftrightarrow C, \\ B \leftrightarrow D, \\ B \leftrightarrow E, \\ C \leftrightarrow D, \\ C \leftrightarrow E, \\ D \leftrightarrow E \end{cases}$$

$$T = \begin{cases} Ct1 \leftrightarrow A, \\ Ct1 \leftrightarrow B, \\ Ct1 \leftrightarrow C, \\ Ct1 \leftrightarrow D, \\ Ct1 \leftrightarrow E, \\ Ct2 \leftrightarrow A, \\ Ct2 \leftrightarrow B, \\ Ct2 \leftrightarrow C, \\ Ct2 \leftrightarrow D, \\ Ct2 \leftrightarrow E \end{cases}$$

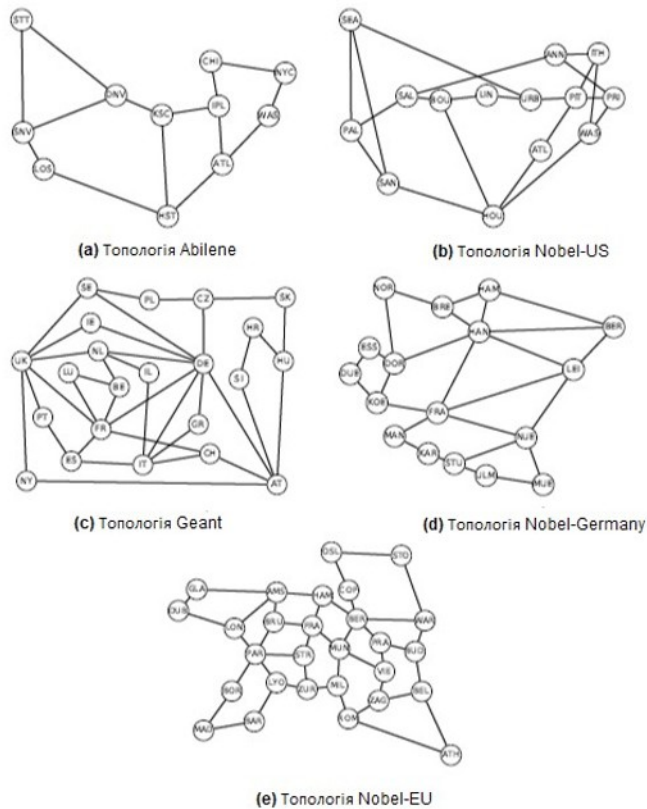
6

Приклад роботи моделей



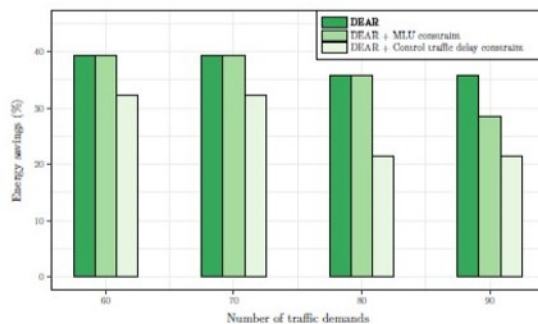
7

Топології мереж, що використовуються в моделюванні

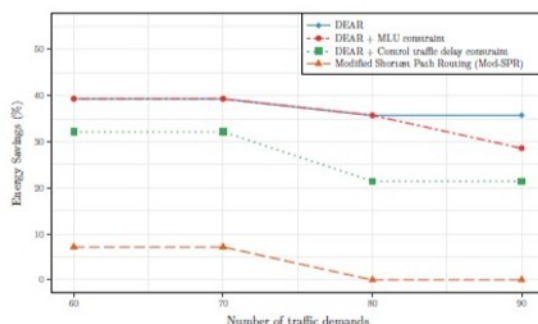


8

Продуктивність DEAR в топології Abilene з двома доменами



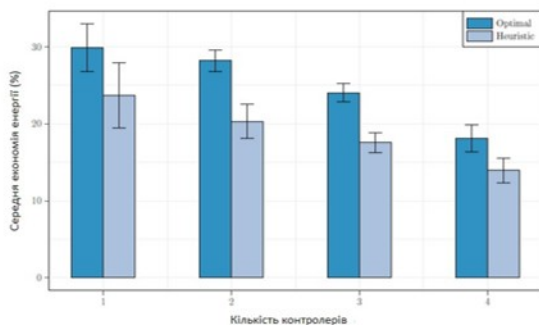
(a) Percentage of shutdown links.



(b) DEAR vs. SPR.

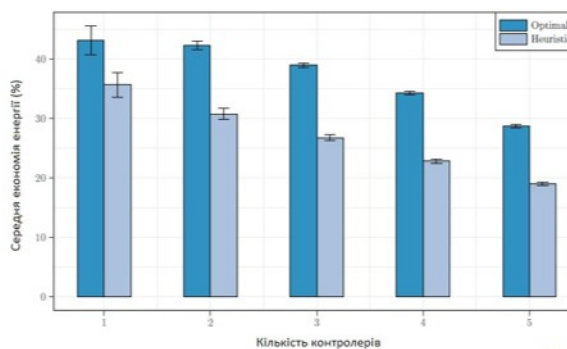
9

Порівняння середнього енергозбереження між оптимальним та евристичним рішеннями для різної кількості контролерів



(a) Середні значення зв'язків відключення в топології Abilene

(b) Середні значення зв'язків відключення в топології Nobel-US



10

Висновки

У цій магістерській роботі було запропоновано кілька енергоефективних підходів до маршрутизації, що мінімізують кількість активних каналів, необхідних для маршрутизації зв'язку в площині управління та даних для великомасштабних SDN з внутрішньосмутовим трафіком керування. Запропоновані підходи включають різні реалізації площини управління в SDN, тобто один контролер, кілька доменів, керованих одним контролером, і кілька контролерів в рамках загальномережевої маршрутизації. В останньому розглядалися обмеження продуктивності, які мають вирішальне значення для коректної роботи SDN, такі як максимальне використання каналу, обмежена затримка трафіку в площині управління і баланс навантаження між контролерами. Щоб вирішити поставлену проблему, було сформульовано оптимізаційні моделі, які інтегрують конкретні вимоги до маршрутизації даних і контролюють трафік. У зв'язку зі складністю точних моделей у великомасштабних топологіях, в роботі було розроблено евристичні алгоритми, які покращують енергоспоживання в мережі з результатами, близькими до оптимальних відгуків, скорочуючи при цьому час обчислень.

11

Висновки

Крім того, було введено простий і ефективний алгоритм для пошуку найкращого розміщення контролера з точки зору енергозбереження. Ґрунтуючись на експериментальному моделюванні з використанням реальних топологій і попиту на трафік, було доведено, що представлені енергоефективні підходи досягають значної економії енергії та перевершують SPR з помітними покращеннями. Крім того, результати показали, що евристичні алгоритми сходяться набагато швидше і можуть обробляти більші розміри мережі, для яких точна модель не може знайти рішення за розумний час. Крім того, доведено, що енергоспоживання залежить від конкретного місця розташування контролера, а запропонований алгоритм розміщення контролерів дає порівняно хороші результати. Використовуючи цей підхід, для заданого попиту на трафік контролери можуть виконувати енергозалежну маршрутизацію та визначати інтерфейси каналів, які слід перевести в сплячий режим. Таким чином, може бути досягнута енергетична обізнана площина керування.

12

Список публікацій:

1. Лемешко А.В, Антоненко А.В., Матвійчук О.М., Дмитренко О.С., Берездецький В.Ю. Управління трафіком в гібридній програмно-визначеній мережі. Науковий журнал «IT SYNERGY», 2023, випуск 1 (4), 74-85